



TITLE:

ローカルエリアネットワークにおける通信制御方式に関する研究(Dissertation_全文)

AUTHOR(S):

石坂, 充弘

CITATION:

石坂, 充弘. ローカルエリアネットワークにおける通信制御方式に関する研究. 京都大学, 1992, 博士(工学)

ISSUE DATE:

1992-03-23

URL:

<https://doi.org/10.11501/2964448>

RIGHT:

新 制
工
872
京大附図

ローカルエリアネットワークにおける
通信制御方式に関する研究

平成 3 年 10 月

石 坂 充 弘

ローカルエリアネットワークにおける
通信制御方式に関する研究

平成 3 年 10 月

石 坂 充 弘

内 容 梗 概

データ処理機能の分散とオフィスオートメーションへの指向が強まるにともない、構内や建物などの比較的狭い範囲に分散しているコンピュータや端末を相互接続して情報ネットワークを構築する通信網として、ローカルエリアネットワーク（LAN）が注目されている。特にリング型LANは、光ファイバを使用することにより従来より格段に高速で高品質な伝送が可能であり、コンピュータ分散処理システムやマルチメディア通信環境を実現する汎用通信システムへの適用性が高い。

分散処理コンピュータネットワークにおいては、その共通バスが有する高速性を生かして、高スループット・高応答特性を端末に与える高速データ転送方式が重要な課題である。また汎用通信システムとしてのLANの展開が進み、複数のLANを相互接続する高速なバックボーンLANのアクセス制御方式、パケット交換網などの広域ネットワークに接続してネットワークアーキテクチャが異なる遠隔地の端末との通信を可能とするプロトコル変換技術、更に高速の通信プロセッサを実現するためのプロトコルの高速処理技術などが課題となる。本論文では、LANに関連するこれらの課題について、方式やアルゴリズムを提案し、解析あるいはシミュレーションにより通信性能を評価して有効性を明らかにするとともに、可能な限りこれらの提案方式を実装し、実フィールドに適用して妥当性を検証した。

第1章は本論文の序論であり、これまでの研究の背景を述べ、研究課題を整理して本研究の位置付けを明らかにした。

第2章では、光ファイバによる高速リングを適用した分散処理コンピュータネットワーク“GAMMA-NET”において、応用プロセ

ス間の高速データ転送を実現するプロトコルについて検討した。スロットリングに適合する媒体アクセス制御方式とランデブ転送方式によるデータ転送制御とを組み合わせ、コンピュータの入出力サブチャネル間に動的に設定された複数のデータリンクの多重制御を実行する高速データ転送方式を提案した。このシステムのネットワークアーキテクチャの構造とデータリンク制御の問題点について議論した。この通信制御方式をファームウェアにより実装して安定性を検証すると共に、シミュレーションにより通信性能を評価してプロセス間の高速通信に対する有効性を明らかにした。

第3章では、小規模な支線LANを相互接続し、多目的通信システムを実現するリング型バックボーンLANのアクセス制御方式について検討した。バックボーンLANの時分割多重フレーム上に回線交換機能とパケット交換機能を実現してマルチメディア環境を提供した。特に、効率的なパケット交換を実現するために、時分割スロットを連結して長パケットを伝送するスロット化トークンパッシング (Slotted Token-passing) 方式のアクセス制御アルゴリズムとリング監視機構を提案するとともに、この方式の通信性能を解析して有効性を明らかにした。

第4章では、上述したLANの通信範囲を拡張するために、異なるネットワークアーキテクチャを持つサブネットワークやシステムと相互接続するときに必要なプロトコル変換技術について、LANと広域網との相互接続に視点をおいて検討した。まず、プロトコル変換に要求される基本設計目標と変換方式の分類について述べた。ここでは複数のプロトコル間の変換の容易性を重視し、中間標準プロトコルを導入することにより多段変換する考えを導入し、上位層機能も含めて任意の端末やネットワーク間のネットワークアーキテクチャの整合を図る階層型プロトコル変換方式とその機構の提案を行った。この方式を適用したマルチプロセッサ構成によるプロ

トコル変換装置を実現して、LAN内の無手順（X.28）端末とパーソナルコンピュータ通信センタとの間で郵政省推奨パーソナルコンピュータ通信方式（JUST-PC）による通信を実施して、プロトコル変換の有効性を検証した。

第5章では、高速なプロトコル処理を行う通信プロセッサを実現するための、ソフトウェア処理アーキテクチャについて検討した。OSI参照モデルの階層化に注目してプロトコルのデータ構造から並列性を抽出することにより、受信プロトコルデータ単位の高速処理を実現するプロトコルの並列処理のアルゴリズムを提示した。また、この方式をマルチマイクロプロセッサで実現する場合の通信性能を、直列処理によりプロトコル処理するモデルとシミュレーションにより比較評価し、提案方式の処理特性と有効性を明らかにした。

第6章では、本研究の成果を総括して結論とした。

目次

第 1 章	序論	1
1.1	L A Nに関する研究の背景	2
1.2	研究課題	8
1.3	論文の特徴と構成	13
第 2 章	GAMMA-NET リングバスにおける	
	高速データ転送方式	16
2.1	緒言	16
2.2	リングバスサブシステム (R B S) の設計方針	18
2.2.1	システム構成と通信に対する基本課題	18
2.2.2	高速データ転送の設計方針	22
2.3	高速データ転送プロトコル	30
2.3.1	媒体アクセス制御 (M A C)	30
2.3.2	データリンクの多重制御	36
2.3.3	ネットワーク制御の機能	44
2.4	リングバスプロセッサ (R B P) の機能と	
	ハードウェア構成	47
2.4.1	ハードウェア構成	47
2.4.2	R B P の機能	48
2.4.3	マイクロプログラム	52
2.5	通信性能の評価	54
2.5.1	シミュレーションモデル	54
2.5.2	通信性能	57
2.6	結言	61

第3章	時分割多重LANにおけるアクセス制御方式	64
3.1	緒言	64
3.2	時分割多重バックボーンLAN	66
3.2.1	システム構成	66
3.2.2	多重化方式	69
3.3	パケット交換のアクセス制御	71
3.4	パケット交換のアクセス制御アルゴリズム	74
3.4.1	アクセス制御	74
3.4.2	応答制御	77
3.4.3	リング動作の監視制御	77
3.5	スロット化トークンパッシング方式の性能評価式の導出	80
3.5.1	提案方式（スロット化トークンパッシング方式）	82
3.5.2	ISOトークンリング	83
3.6	転送性能の評価	84
3.6.1	評価パラメータ	84
3.6.2	基本性能	87
3.6.3	パケット長の影響	90
3.7	結言	93
付録3-1	スロット化トークンパッシング方式の $E[T_P]$ と $E[T_P^2]$ の導出	95
第4章	階層構造を持つプロトコル変換方式	97
4.1	緒言	97
4.2	プロトコル変換とその分類	99
4.2.1	基本設計目標	99
4.2.2	プロトコル変換方式の分類	101
4.3	階層構造を持つプロトコル変換方式	105

4.3.1	プロトコル変換の論理構造	105
4.3.2	プロトコル変換スケジューリング	111
4.4	プロトコル変換装置(PCE)の実現	116
4.4.1	実現する変換機能	116
4.4.2	PCEの構成	124
4.5	結言	125
第5章	プロトコルの高速処理	127
5.1	緒言	127
5.2	プロトコル処理高速化の課題	130
5.2.1	プロトコルの並列処理	130
5.2.2	受信プロトコル並列処理の課題	132
5.2.3	設計条件	138
5.3	受信プロトコルの並列処理アルゴリズム	138
5.3.1	分配機能	138
5.3.2	分配アルゴリズム適用上の課題	144
5.4	プロトコル処理性能の評価	148
5.4.1	シミュレーションのモデル	148
5.4.2	シミュレーション結果	149
5.5	結言	154
第6章	結論	156
謝辞		160
参考文献		162
関連発表		173

第 1 章

序 論

第1章 序 論

同一構内や建物などの比較的狭い範囲に分散しているコンピュータや端末を結び、情報ネットワークを構築する通信網としてローカルエリアネットワーク（LAN）が注目され、多様な用途に適用されつつある。

LANの技術は、プロセス制御データウェイや分散処理をねらったローカルコンピュータネットワーク（LCN）を実現するための高速多重伝送技術として発展してきたものであるが、その後LANはOA (office automation) システムやFA (factory automation) システムを実現する汎用的な構内通信手段として位置付けられるようになった。この中でEthernetに代表されるCSMA/CD方式のバス型LANやトークンパッシング方式のリング型LANなどが、汎用的なデータ通信手段としてISO（国際標準化機構）で標準化されている。

広域ネットワークと比較して、LANの際立った特性は、同軸ケーブルや光ファイバなどの伝送媒体を共通バスとして利用することにより格段に高速な伝送が可能なことにあり、構内における多様な用途への適用が多方面で継続的に検討されている。LANにおいては、その共通バスが有する高速・高品質伝送特性を端末に与える媒体アクセス制御などの通信制御方式が重要である。LANはトポロジから、スター型、バス型およびリング型に大別されるが、中でもリング型LANは、明示的なアクセス制御方式が選択できることから光ファイバを用いた高速伝送に適性があり、広範な用途に適用できる可能性がある。

本論文は、光ファイバリングによる分散処理コンピュータネット

ワーク“GAMMA-NET”におけるプロセス間の高速データ転送方式、マルチメディア通信環境を実現した階層型LAN“MELNET”のバックボーンLANにおけるアクセス制御方式、LANの広域網接続におけるプロトコル変換方式、およびOSI(解放型システム間相互接続)プロトコルの高速処理方式などに関する研究成果をまとめたものである。

本章は、本論文の全体にわたる序論である。本研究に関するこれまでの研究の概要を述べ、研究課題を整理して、本研究の位置付けを明らかにする。

1. 1 LANに関する研究の背景

構内用のネットワークをローカルエリアネットワーク(LAN)と呼んだのはD.D.Clark等[CLAR-78]であるが、近年、構内におけるコンピュータ、端末の急速な展開にともない、これらを相互接続して資源の有効利用を図る情報ネットワークを構築するために、融通性の高い通信手段が要求されてきた。LANは、一般にコンポーネント間の距離が数Km以下の地理的に制限された領域に適用することを前提にしていることから、各種の通信形態を選択できる。

[1] LANの分類

LANは、ネットワークの物理的な接続形態(トポロジ)から見て、スター型LAN、バス型LANおよびリング型LANに分類することができる。D.D.Clark、K.T.Pogan、D.P.Reed、W.Stallings、I.W.Cotton、斉藤、所等は、LANのトポロジとその特徴について全般的な解説をしている[CLARK-78、COTTO-80、STALL-84、斉藤-82、所-82a、所-82b]。また桑原、松本、八星等は、プロセス系デー

タウェイの立場からLANの解説をしている[桑原-78、松本-81、八星-80]。

ここでは、最初に、本論文の主な対象であるリング型LANについて、これまでの研究の概要をまとめる。

[2] リング型LANのアクセス制御方式

分散コンピュータネットワークを構築する通信手段として多用されるリング型LANでは、ノード（局、ステーションを総称する）を直列に接続して閉ループを形成し、信号は各ノードで中継されてリング上を一方向に伝送される。リング型LANのアクセス制御方式は、次の4種に分類される。

(1) トークンリング W.D.Famer、E.E.Newhall により提案されたトークンリングは、リング上を巡回しているトークン(Control Token)を獲得したノードが送信権を得て、可変長のデータパケットを送信する分散交換機構を持つメッセージ多重方式のLAN[FARBE-69]である。トークンリングの適用例には、カリフォルニア大のDCS(Distributed Computing System)などがある[FARBE-73、FARBE-75]。このアクセス制御方式は、トークンをノードからノードへと受け渡しすることから、トークンパッシング方式と呼ばれ、リング型LANのみならずバス型LANにも適用されている。IBM社のSDLCループに適用されたゴーアヘッド(GA)ポーリング方式は、分散処理ホスト(一次局)と構内に分散した複数の端末(二次局)とを1本のケーブルで結び通信する集中交換型のLANのアクセス制御方式で、分岐回線の伝送制御方式であるポーリング方式を改良してリングへ適用したものである[IBM-74]。筆者等は1977年にかけて、ミニコンピュータ分散処理システムを実現するための対等なノード間の分散交換手段として、GAパターンをリング上に巡回させて送信権制御をする伝送速度 2.4 Mbit/sのリングネ

ットワーク LOOP-1 の研究試作を行い、このアクセス制御方式のシステム性能の評価を行うとともに、LA (laboratory automation) システムに適用した。

トークンリング方式は、IBM 社が 1982 年に IEEE プロジェクト 802 に行った提案を契機として標準化の検討がなされ、1987 年に ISO の国際規格となった [ANDRE-82、ISO-7]。

(2) スロットリング スロットリングでは、リングの通信スペースを固定長のタイムスロットに分割し、各スロットの使用状態を示す空き状態表示フラグを設ける。ノードは、メッセージを固定長のあて先を付けたパケットに分割して、空いているスロットを用いて送信する [PIERC-72]。このスロットリングアクセス法を適用した代表例には、Cambridge Ring がある [BLAIR-82]。この方法は、チャネル多重方式と呼ぶこともある。また、小池、井上、津田、溝下、三田、中村等は、コンピュータ間のパケット通信を実現するために、13.44 Mbit/sec の光データウェイにこのアクセス制御方式を適用している [小池-79]。

(3) レジスタ挿入リング M.T.Lie、C.C.Reames、E.R.Hafner 等の DLCN (Distributed Loop Computer Network) においては、送信メッセージは最初にインタフェースのレジスタにロードされ、リングが空いていれば挿入される。この間に到着するリングからの入力メッセージは、そのインタフェースの他のレジスタに一時バイパスされ、先のメッセージの送信後に再び挿入される [HAFNE-74、LIU-75]。

レジスタ挿入方式は、ノード間のデータ転送遅延時間がリング全体のトラヒックにより大きく変動すること、また送信メッセージをリングから除去するアルゴリズムが複雑になるため、DLCN 以外への適用例は見当たらない。

(4) TDMA (Time Division Multiple Access) リング

以上の(1)-(3)はパケット交換型のアクセス制御方式であるが、TDM A方式は、端末間にトランスペアレントな通信回線を提供する回線交換型のLANを実現するものである。ベル研究所では、端末インタフェースと交換センタの間で、1.544 Mbit/sの共通ループ上の64個のチャネルを選択制御して仮想チャネルを形成するデマンド割当方式のループシステム‘SPIDER’について発表している[FRASE-74]。このデマンド割当TDMA方式は、回線交換サービスを実現する、光ファイバ通信を用いた高速のLANに採用された[例えば、桧山-82]。

[3] リングの信頼性

リング構成の分散処理システムは、単一コンピュータシステムにおけるRAS(Reliability, Availability, Serviceability)や性能向上、あるいは新しい機能の追加拡張などにおいて優れている。しかし、伝送路を共有するLANの弱点の一つとして信頼性の問題がある。特にリング型LANでは、伝送路やノードの障害がシステム停止に直結する。この対策としてZafiropuro、J.J.Wolf、M.T.Liuは、リングを二重化して、リングやノードに障害が発生したときに、ループバックなどにより論理的なメッセージのフローを再構築するアルゴリズムを提案している[ZAFIR-74、WOLF-78]。

また、リングのアクセス制御方式を維持したままトポロジを変更する方法も検討されている。J.D.MarkovとN.C.Stroleは、複数の小さなリングをセンタのブリッジに集線し相互結合したスター型リング構成とすることにより、障害位置の検出と障害部の切り離しを容易にする布線方法を発表している[MARKO-82]。IEEEプロジェクト802およびISOで標準化されたトークンバスでは、より対線や同軸ケーブルなどに端末をマルチドロップ接続した形態のバス上に論理リングを形成して、トークンパッシングアクセス法を適

用している [ISO-8]。バス型 LAN は、CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection) 方式による Ethernet [METCA-76] と同様に、ノード障害がネットワーク全体に波及することがなく、任意の時点でノードの追加・削除ができるという物理的な特長から、GM 社が FA に適用する LAN の標準プロトコルとして提案した MAP (Manufacturing Automation Protocol) に採用されている [GM-87]。

さらにトークンリングでは、唯一のトークンが絶えずリング上を循環していることを保証するリング監視機能が必要である。この機能を一つのノードに集中配置した場合に、障害対策としてこの監視機能の二重化が不可欠となる。これに対し ISO の LAN 標準では、リング監視機能を複数のノードに分散して配置し、この中の一つのノードをリング監視に責任がある動作監視ノードとする。この動作監視ノードに障害が発生したときには、待機監視ノードの一つにリング監視機能に移すことにより、信頼性の向上が図られる [ISO-7]。

[4] LAN の標準化とネットワークアーキテクチャ

OA システムの通信網として LAN を適用する場合には、下位プロトコルを含む端末インタフェースの統一が重要になる。IEEE では、1980 年 2 月に初回の LAN 標準化会議が開催されたのを契機に、LAN の通信制御機能のうち OSI 参照モデルにおける物理層とデータリンク層の機能について標準化の検討が進められた。CSMA/CD、トークンリング、トークンバスの媒体アクセス制御 (MAC) と、媒体に依存しない論理リンク制御 (LLC) のプロトコルについて、1982 年に標準草案 (ドラフト C) が作成された [今井-82]。IEEE の LAN 標準は、ISO/SC 6 において検討が加えられ、1987 年に OSI 対応の LAN 標準となった [ISO-5、ISO-6、ISO-7、ISO-8]。

OSIの観点からは、LANは次のように、一つの解放型システムまたは複数の解放型システムの集合と解釈することができる[IS0-1]。

(1) LAN全体を一つの解放型システムと見る場合

LANの内部構造は、OSIの規格に拘束されないアーキテクチャで構成されている。OSI環境にある開放型システムと通信するには、このLAN全体をOSI規格の要求条件に従う実開放型システムに変換するLAN/OSIゲートウェイによりプロトコル変換する必要がある。

(2) 開放型システムがLANの物理媒体により結合されている場合

LANを構成する各ノードは、OSI参照モデルに基づく7階層のプロトコル構造を有していて、LANの外部の開放型システムとプロトコル変換をしないで通信できる。

LANに関するプロトコルの標準化は、この(2)の視点を前提に形成されていて、MAC/LLCより上位のネットワーク層以上にはOSI参照モデルを適用するものとしている。これらのLAN標準は、これまで主として10 Mbit/sec以下の伝送速度の汎用データ通信システムに対する伝送手段の提供を対象として設定されている。

[5] 光ファイバ通信とLANの高速化

光ファイバ通信の軽量、広帯域、低損失、耐誘導性という特徴は、LANへの適用に有効であり、高帯域・高速かつ高信頼のシステムを構築するために有望な通信方式として期待できる[吉田-80]。光ファイバのLANへの適用形態には、スター型とリング型とがある。受動光カップラを用いたスター型ネットワークの例には“Fiber net”等があり、MACプロトコルとしてCSMA/CDが適用されている[ROWS0-78]。光スターLANは、受動光カップラの多線化

に難点があり、拡張できるノード数に制限がある。また、スター型のトポロジから、システムの物理的な展開範囲も自ずから限界がある。

これに対してリング型 LAN では、能動型光レピータで光信号を再生中継することにより、上述のような制限なく高速伝送が実現できる。本論文では、光ファイバを用いたリング型 LAN を分散処理システムおよび多目的通信システムへ適用する上での技術課題について検討している。

1.2 研究課題

高速 LAN の適用分野のうち、分散処理システムおよび多目的通信システムに関して解決すべき課題について検討する。

〔 1 〕 分散処理システムと高速データ転送

分散処理システムでは、通信系により結合されたコンピュータシステムの性能向上が経済的に実現できることが必要である。「システム性能」の検討要素には、ジョブ処理能力やターンアラウンドタイム、コンピュータの演算能力へのアクセス性、資源の有効利用、システムの拡張性など幾つかの視点がある [JENSE-78]。

コンピュータネットワークによる分散処理システムにおける資源共有の目的は、散在しているコンピュータを通信手段により結合し、それらの集合体として新たな価値を加えた情報処理系を構築することにある。しかし、各種の資源の利用形態を利用者に開放するために、単にコンピュータを通信系で結合しても、「資源の集合」が利用者に適したジョブ処理の形態と能力を提供できるとは限らない。

筑波大学の GAMMA-NET においては、

- ・ 異機種ホストの共有化と資源の仮想化

・ 高速データ転送機能によるジョブとソフトウェアの動的配置により、上述したシステム性能の諸問題を解決しようと試みている。GAMMA-NET では、機能分散した資源を集中管理することにより、資源の集合体を意識することなく利用しやすい形で提供するために、ARPANET において適用されたN O S (Network Operating System) の概念を異機種ホストを対象に展開している [FORDS-78、KIMBL-78、NAKAM-85]。このN O S の管理の下に資源の利用をきめ細く管理するために、またプロセス間での高速ファイル転送を実現するためには、コンピュータ間を効率の良い通信手段により結合する必要がある。このため、システムの拡張性に対して融通性が高く分散交換が実現しやすい、光ファイバを用いた伝送性能の高いリング型L A N (32 Mbit/sec、以降では光リングネットワークと呼ぶ) が採用された。

光リングネットワークの高速データ伝送性能を効率的にノードの通信プロセスに提供するための、高速データ転送プロトコルとその実現機構の検討が必要である。

〔 2 〕 多目的通信システム

O A 化の進展に関連してL A N の適用範囲が広がるにつれ、またマルチワークステーションなどの高機能なインテリジェント端末の普及とも相まって、扱う情報メディアの多様化が一層進展している。このため光リングネットワークの高速性に着目して、マルチメディア通信機能を提供できる多目的な通信システムの検討や、システム展開の拡張性を図るために、交換方式が異なる複数のL A N を結ぶ高速なバックボーンL A N の交換方式の検討とその実現が必要である。

データに加え、音声やファクシミリなどの画像を含むマルチメデ

ィア通信を提供するLANの検討がなされている。伊藤、高井等は、8 Mbit/secのメッセージ多重リング上に最大長を制限したパケットを多重伝送することにより、データと音声統合を試みている〔伊藤-80〕。トークンパッシングアクセス制御法では音声パケットの伝送遅延にばらつきが発生するため、受信側でバッファを用いてサンプリング音声のリアルタイム特性を補償することが必要となる。T.Suda、C.Yuen、K.Ohtukiは、トークンリングにおける音声パケットの遅延分布、最適パケット長などをシミュレーションにより分析している〔SUDA-85〕。

これに対してTDMA方式のリングでは、リング上のフレームの周期を音声サンプリング周期(125 μ sec)と一致させた回線交換機能を実現することにより、音声伝送にも適した多目的通信システムを実現できる〔桧山-82〕。ここでは、比較的大規模な事業所におけるOA、FAシステムの通信基盤として、次の視点から多目的通信システムとしてのLANの検討を行う。

(1) 階層化による拡張性の向上

構内の小領域に展開するLANを相互接続する方法として、PBXを用いる方法とバックボーンLANによる方法とがある。前原と竹内は、デジタルPBXにプロトコル変換機能を持ったゲートウェイトランクを実装することにより、Ethernetなどバス型LANとPBXの加入者線に接続されたデータ端末との通信を可能にするとともに、公衆通信網を経由して地理的に離れた端末との通信を実現する方法を検討している〔前原-85〕。PBXによるLANの相互接続では、通話路の交換速度の制限から高速なデータ転送が実現できないという欠点がある。

本論文では、アクセス制御方式と交換方式が異なる支線LANと、光リングネットワークによる幹線LAN(バックボーンLAN)とからなる階層構成のLANを対象として、分散交換により任意の端

末間の通信を実現している。

(2) ハイブリッド交換機能の提供

マルチメディア環境を実現するためには、バックボーンLANの上で多様な特性を持った情報を多重伝送・交換する方式が課題となる。回線交換は音声のように等時性が要求される情報の伝送に適合性を有し、また、パケット交換では回線容量の効率的な利用が図れる。そこで、統合化の現実的な方法として、この両交換機能を、このバックボーンLAN上に共存させたハイブリッド交換機能を提供する階層構成のLAN“MELNET”を実現する。このパケット交換機能に対しては、周期性をもつ時分割多重フレームを用いた、効率的なアクセス制御方式の検討が必要である。

[3] LANの広域網接続とプロトコル変換

LANの適用範囲が広がるにつれ、付加価値通信網(VAN)や企業内ネットワーク、あるいは公衆パケット交換網などの広域網と接続することにより、広域にわたる情報ネットワークの構築が可能となる。互いに異なるサービス空間を持つLANをプロトコル変換して広域網により相互接続する技術の基本的な概念については、D. D. Clarkにより最初に考察されている[CLARK-78]。プロトコル変換については、野口、白鳥等により体系的にまとめられている[野口-86]。プロトコル変換システムの具体的な実現形態の代表例がゲートウェイである。LANをX.25パケット交換網に接続するゲートウェイの網間接続方式や実装方式については、I. N. Dallas [DALLA-82]、E. Benhamou、J. Estrin [BENHA-83]、木下、小沢、村上、柏村 [木下-83]、覚埜 [覚埜-85]、妹尾 [妹尾-85、妹尾-88]、関根 [関根-84] 等により検討されている。

また、北井、大原、河岡等は、階層構造プロトコルにおいて、多数のプロフィル間で変換モジュールを共有することによって変換プ

プログラムの規模を小さくする方法を検討している。この方法を適用して、DCNA（NTTのデータ通信網アーキテクチャ）とSNA（IBM社のSystem Network Architecture）間の変換プログラムを有するゲートウェイを開発し、この間のメッセージ通信とファイルアクセスを実現している〔北井-86〕。

このようにプロトコル変換については、これまで、特定のサブネットワーク間の相互接続における下位層の整合を図るゲートウェイや、特定のネットワークアーキテクチャ間の変換処理を対象に検討がなされてきた。しかし、通信相手のプロトコルや物理的な接続形態に制約を受けずにデータ通信を可能にするためには、任意の組み合わせのプロトコル間の変換ができ、更に上位プロトコルの変換も可能な、汎用的なプロトコル変換方式の研究が必要である。

〔4〕プロトコルの高速処理

OSI参照モデルに基づいて、効率的な通信システムを実現する上で、通信サーバなどにおいてプロトコルの高速処理が必要である。

MAPではプロトコルをバイパスすることによりプロトコルオーバーヘッドの軽減を図っている〔GM-87〕。OSI参照モデルでは、コネクションレスプロトコルにより同位層間のプロトコルの単純化を図っている〔ISO-1〕。E.A.Arnould、F.J.Bitze、E.C.Cooper、H.T.Kung、R.D.Sanson、P.A.Steenkisteや、H.Kanakia、D.R.Chertonは、コンピュータ間接続のための高速通信を、ボード上に実装した高速プロセッサで実現している〔ARNOU-89、KANAK-88〕。青木、市川、赤池、吉村およびH.Yamada、S.Kanno等は、CCITT 勧告X.25のパケットレベル以下のプロトコルを、各層（レイア）の送受信制御毎にマイクロプロセッサで機能分散制御することにより高速パケット交換用のVLSIを実現している〔ICHIK-88、青木-89〕。

本論文では、OSIプロトコルを対象として高速な通信処理を行

う方法について検討する。プロトコルを高速処理する方法として、層対応にマイクロプロセッサを割当て、各層のプロトコル処理をパイプライン的に直列に実行する方法もあるが、通信制御プロセッサにおけるプロトコル処理を高速化する試みとして、ここでは、受信プロトコルデータ単位を並列処理することを課題とする。

1. 3 論文の特徴と構成

本研究では、リング型LANにおいて通信の効率向上を図るため、高速データ転送プロトコル、媒体アクセス制御アルゴリズム、プロトコル変換方式などに関して提案を行い、高速化・高性能化・高機能化に即したLANプロトコルとその処理技術の体系化を検討し、実現を図った。本研究の目的は、LANに関連して下記の通信制御技術を確立することにより、構内における情報ネットワークの設計と構築に資することにある。

- (1) 分散処理システムを指向するリングコンピュータネットワークにおけるプロセス間の高速データ転送方式
- (2) 時分割多重リングにおいて効率的なパケット交換を実現するアクセス制御方式
- (3) ネットワークアーキテクチャを異にするサブネットワークや端末を相互接続する汎用的なプロトコル変換方式
- (4) OSI受信プロトコルの並列処理方式

第2章では、分散処理コンピュータネットワークに光ファイバを用いた高速リングを適用する場合の、応用プロセス間の高速データ転送方式について述べた。ここで検討対象とする光リングネットワークは、筑波大学のコンピュータ複合システム“GAMMA-NET”のリングバスサブシステム(RBS)である。スロットリングにメ

ッセージの部分誤り再送機能を持たせて高速化を図った媒体アクセス制御（MAC）と、ランデブ機構による待合わせ型のデータ転送制御とを組み合わせ、コンピュータの入出力サブチャネル間に動的に設定された複数のデータリンクを多重制御する高速データ転送プロトコルを提示した。この通信アーキテクチャをファームウェアにより実装したリングバス専用プロセッサRBPの試作を行い、リング動作とプロトコル処理機能の検証を行った。また、シミュレーションによりリングバスのプロセス間通信性能を評価して、提案した高速データ転送プロトコルの高速通信に対する有効性を明らかにした。

第3章では、CSMA/CDバス型LANなどの小規模なLANを結び、多目的通信システムを実現するリング型のバックボーンLANのパケット交換方式について、アクセス制御アルゴリズムを提案し有効性を検証した。まず、階層型トポロジのLAN“MELNET”のシステム構成と多重化方式について示した。バックボーンLANでは、時分割多重フレーム上に回線交換機能とパケット交換機能を実現してマルチメディア環境を提供した。特に、効率的なパケット交換を実現するために、時分割スロットを連結して長パケットを伝送するスロット化トークンパッシング方式のアクセス制御アルゴリズムとリング監視機構を提案するとともに、この方式の通信性能を解析して有効性を明らかにした。

第4章では、LANに対して柔軟な広域網接続を図るために、汎用的なプロトコル変換を可能とする、階層構造を持つプロトコル変換方式について提案し、この有効性を検証した。

まず、プロトコル変換に対する要求条件、変換方式の分類とその特徴について考察し、変換機能の追加に対して柔軟性がある間接変換・層群対応変換方式を選択した。次に、中間標準プロトコルと階層の再定義という概念を導入したプロトコル変換の論理構造と、プロトコルの多段変換により多様な通信ができるプロトコル変換スケ

ジャーリングなどについて提案した。この機構を実現するプロトコルの構成や通信シーケンスについて具体的に設計し、プロトコル変換装置（PCE）を実現した。このPCEを第3章で述べたバックボーンLANの広域網に対するゲートウェイプロセッサに適用して、提案方式によるプロトコル変換の有効性を検証した。

第5章では、通信制御プロセッサにおいて、複数のマイクロプロセッサを各層に割り当てて高速なプロトコル処理を実現するための、ソフトウェア処理アーキテクチャについて検討した。ここでは、OSI参照モデルの階層化に注目してプロトコルのデータ構造から並列性を抽出することにより、受信プロトコルデータ単位の高速処理を実現するプロトコル並列処理アルゴリズムを提示した。またこの方式をマルチマイクロプロセッサで実現する場合の通信性能を、直列処理によりプロトコル処理するモデルと、シミュレーションにより比較評価し、提案方式の処理特性と有効性を明らかにした。

第6章は結論であり、本研究の成果を総轄して述べた。

第 2 章

GAMMA-NETリングバスにおける 高速データ転送方式

第2章 GAMMA-NETリングバスにおける 高速データ転送方式

2. 1 緒 言

本章では、光ファイバによる高速リングを用いた分散コンピュータネットワークにおいて、応用プロセス間で高性能な通信を実現するネットワークアーキテクチャとその高速データ転送プロトコルを提案する。このプロトコルに基づく光リングネットワークの試作を行い、プロトコル動作の安定性を検証するとともに、設計値を基にシミュレーションにより、この高速データ転送方式の通信性能を評価し、その特性を明らかにする。

近年、大学のキャンパスや企業のオフィスなど広範な分野において、コンピュータや端末の利用形態の拡大と多様化が進展している。分散プロセッサや高性能パーソナルコンピュータなどの小型システムによる個別のローカル処理環境から情報処理センターの計算能力やデータベースを利用すること、あるいは他のシステムとの間で高速なデータ交換をする必要性が増大している。このように比較的狭い地域に分散したコンピュータや端末を接続して、ソフトウェアや高価な資源を共有する分散処理システムの構築や、コンピュータ間通信を実現する通信手段として、LANは有効なネットワークである [STALL-84]。

筑波大学では、コンピュータの多様な利用形態に対応するために、キャンパスに展開されている複数の異機種コンピュータの集合からなるコンピュータ複合システム“GAMMA-NET (General Purpose And Multi-Media Annular NEIwork)”のアーキテクチャと分散処理の諸課題に対する研究が行われた。GAMMA-NETでは、特定の利用形態を専門的に分担するように役割が定義された多数のコンピュ

ータを相互接続して、機能分散と負荷分散を図り、システムの高信頼化、資源の有効利用、利用者のアクセス性の改善、あるいはコンピュータ負荷の不均衡の改善などを図ることが目標とされた。このような分散処理システムにおいては、システムの機能複合化に対応するためにプロセッサ間を高速かつ効率的に結合する通信手段の実現が不可欠である。ここでは、大容量ファイル転送に対して高スループットで、かつ会話処理における短データ転送に対して高レスポンスな通信特性を実現することを狙う。

本章では、光ファイバ通信による高速なリングバスサブシステム(RBS)によって異機種プロセッサをチャネル結合し、通信プロセス間で高速かつ高効率な通信を実現する高速データ転送方式について検討した。先ず2.2で、GAMMA-NETのシステム構成と所要機能から通信に対する課題について考察した後、高速データ転送を実現するためのプロトコルの設計方針について検討し、媒体アクセス制御(MAC)副層、データリンク制御(DLC)副層およびネットワーク制御層(NCL)からなるRBSのネットワークアーキテクチャの構造を設定した。次に2.3では、長メッセージを分割して転送する部分再送機能を持つMACプロトコルとその手順要素、ランデブ転送機構をもつデータリンクの多重制御とその問題点などについて検討し、各層(レイア)のプロトコルシーケンスを設定した。2.4では、この高速データ転送プロトコルをファームウェアで実装したリングバスプロセッサ(RBP)の通信機能とハードウェア構成、およびマイクロプログラムの設計について記述した。最後に2.5では、2.4の設計値に基づいてリングコンピュータネットワークの応用プロセス間の通信性能をシミュレーションにより評価し、提案した高速転送方式のスループットとレスポンス特性などについて明らかにした。

2.2 リングバスサブシステム (RBS) の設計方針

2.2.1 システム構成と通信に対する基本課題

[1] システム構成

一般に分散処理システムは、コンピュータまたはプロセッサ、共有メモリやデータベースなどの情報資源および通信路から構成されている。分散処理システムの全体構成を決めるために、プロセッサの結合とその度合に着目する。プロセッサ間結合の方法には、回線結合、メモリ結合およびチャネル結合などの方法がある [白鳥-87]。

京都大学の“KUIPNET”は、ミニコンピュータをIMP (interface message processor) に使用して、近距離のコンピュータをメッセージ交換により接続し、ファイルや研究用の周辺機器に対する資源共有を実現した回線結合の例である [SAKAI-77]。通信インタフェースを用いた回線結合は、結合の度合いが弱い疎結合形システムでノードの独立性が高いが、データ転送速度が十分でなくまた通信ソフトウェアの構成上からオーバーヘッドが大きく、高速なプロセス間通信には適当でない。メモリ結合としては、共通バスに接続してメモリを共有するマルチプロセッサシステムが、この代表例である。この場合、バス管理機構のもとにミニコンピュータのメモリ間で直接データ交換する [上林-78b]、バス上の共有メモリを介して間接的にデータ交換する等の方法がある。また、デラウェア大学では、地理的に分散した複数のプロセッサのメモリ領域を、キャッシュメモリを有するインタフェースを介してトークンリングで接続し、任意のプロセッサが対等な関係で共有するアドレス空間を指定してデータ転送する共有メモリLAN “Memnet”を検討している [DELP-88]。メモリ結合方式は、データ転送に対するソフトウェアの関与が単純で高速性に優れた密結合方式であるが、アーキテクチャが異なる多数のプロセッサの結合には不適當である。そこ

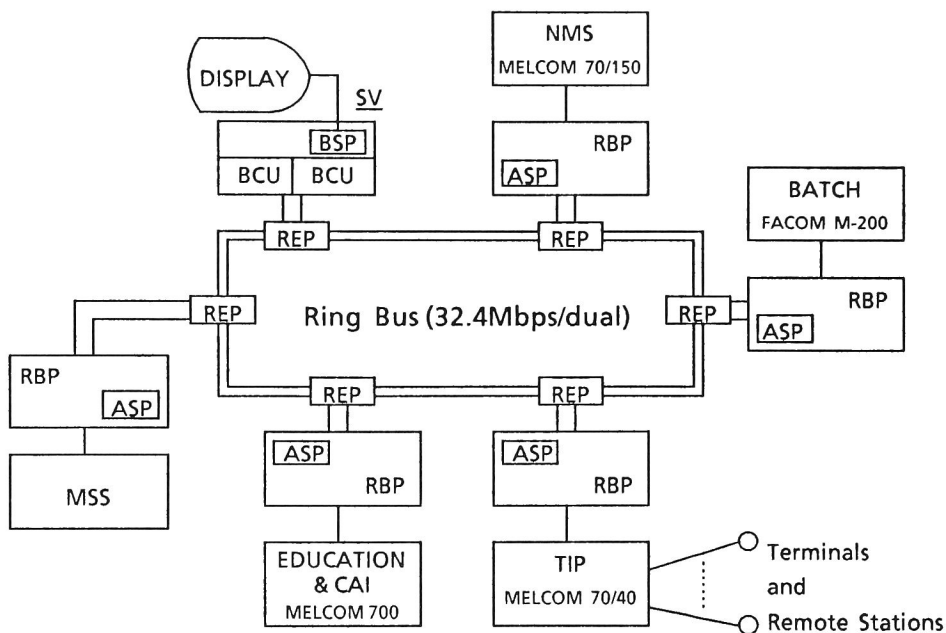
で、回線結合とメモリ結合の中間的な結合度を持つチャネル結合に注目した。コンピュータの高速入出力チャネルは、数Mbyte/sの高速転送速度を持ち、チャネルインタフェース条件が公開されていること、また異機種コンピュータの間でも比較的アーキテクチャに類似性があり、相互接続し易いと考えられる。また計算処理などを行う機能サブシステム相互を接続するネットワーク形態としては、任意のシステムの間でデータ交換が可能で高速転送に適性が高く、かつシステムの拡張に対して融通性が高い光ファイバを用いたリング型トポロジを採用した。

図2.1に GAMMA-NET のシステム構成を示す。汎用コンピュータの高速入出力チャネルまたはミニコンピュータのDMAチャネルを介して、各機能サブシステムに高速データ転送機能を提供する専用の通信プロセッサ(RBP: Ring Bus Processor)と、リングを監視・制御するバス管理ノード(SV)とで、リングバスサブシステム(RBS)を構成している。

リングトポロジのLANにおいては、リング障害に対する耐性の確保がシステムの信頼性向上のために必須であり、これにはリングの二重化と障害ノードのバイパスおよびループバックが有効である[WOLF-78、海老原-88]。RBSでは、光ファイバおよび光レピータ(REP)を二重化するとともに、障害が発生した時にはRBPからSVに通知し、通信機能が連続的に維持されるようにリングの再構成を行う構造としている。

〔2〕 通信に対する基本的な課題

分散処理システムにおいては、資源の共有と処理効率の向上を図るため、入力されたジョブを処理する制御アルゴリズムの実行管理が必要であり、広域ネットワークなどの疎結合システムでは、ネットワークオペレーティングシステム(NOS)の適用が検討されてい



SV :bus supervisor
 BCU :bus control unit
 RBP :ring bus processor
 NMS :network management subsystem
 TIP :terminal interface processor
 MSS :mass storage subsystem
 BSP :bus service processor
 REP :optical repeater
 ASP :attached service processor

Fig.2.1 System structure of GAMMA NET.

る [FORSD-78]。 GAMMA-NET では、各機能サブシステムの自律性を保つために、分散したコンピュータ固有の OS と NMS (network management subsystem) 上の NOS のニュークリアスとを通信手段により粗に結合する粗結合型 NOS により、資源共有を実現する方針が立てられた [NAKAM-85]。 NMS は、ネットワーク資源と

負荷配分の管理、および利用者とオペレータへの案内機能などを提供する。これらの機能によりネットワークの仮想化を図り、NMSがTIP (terminal interface processor)と連携して利用者端末に対してネットワークの物理的・論理的な属性を意識させないサービスを提供することを狙った。

このような機能分散の採用や資源に対するアクセス性を向上するためのNOSの導入は、機能サブシステムの資源に対する管理情報、あるいはシステムの利用条件や使用法などに関するヘルプ情報などのメタデータの交信、および機能サブシステム間のデータ移動の頻度を増加させる。このため、通信オーバーヘッドが増大してサービス性を低下させる危険性が発生し得る。このため、ネットワークの管理情報や会話型データのような短メッセージに対して、RBSは、高レスポンスな通信性能を提供する必要がある。また、共有資源である大容量ファイルサブシステム(MSS)へのアクセスなどシステム内で大容量のデータ移動を伴う業務においては、効率的なファイル共有を実現するために、RBSは、高スループットな通信性能を有する必要がある。このような観点からGAMMA-NETにおいては、短メッセージに対する高レスポンスと長メッセージに対する高スループットを同時に満たすRBSを実現することを、通信に対する基本的な課題として設定した。

広域網と比較して、LANは格段に高速な伝送速度を有し、分散処理システムの通信手段として有効なネットワークであり、序論に述べたような各種のアクセス制御方式が発表されている。しかし、これらのLANの検討は、一般には伝送手段の提供に止まっており、応用プロセスとインタフェースする上位のプロトコルまでを最適化した通信機能としては実現されていない。そのため、トラヒックの発生状況やシステム規模によっては、LANを含む通信系がシステム性能のボトルネックになることをしばしば経験してきた。

以上のような背景から、手順要素を簡素化したプロトコル構造を有し、チャネル結合による高速転送に適した通信制御方式を採用することにより、LANの高速伝送性能を応用プロセスに効率的に提供する高速データ転送方式を実現することにした。

2.2.2 高速データ転送の設計方針

コンピュータネットワークや複合計算機システムなど複数のプロセスが平行して独立に実行される環境においては、並行プロセス間で実行順序を相互に制御したり、情報を交換したりするために、相互に通信することが必要である。これは一般に、プロセス間通信と呼ばれる。リングコンピュータネットワークにおいて、長メッセージに対する高スループットと、短メッセージに対する高レスポンスとを応用プロセスに提供できる高速データ転送性能を実現するには、次の事項に対する検討が必要と考えられる。

- ・ リングバスの高速化と媒体アクセス制御
- ・ 高速転送に適したプロセス間通信機構
- ・ プロトコルの簡略化と層の縮退
- ・ プロトコルの高速処理技術の実現

[1] リングバスと媒体アクセス制御

大量データ転送に対するスループットを向上するには、先ずバスの高速化を図り、転送データのバス占有時間をできるだけ短縮する必要がある。広帯域特性を有する光ファイバは、今後の高速通信において有望であり、リングの伝送路として採用した〔吉田-80〕。伝送速度は、第一ステップとして、この研究時点(1980年)の技術でリングが安定に動作できる32.4 Mbit/secとした。また、短メッセージに対する応答性を満たすためには、各ノードに対しリングへの対等なアクセスを確保する必要がある。

リング型 LAN の主要な媒体アクセス制御には、序論で述べたように、トークンパッシング方式とスロットリング方式とがある。このうち、トークンパッシング方式はメッセージ転送形態がバースト的で、送信権すなわちトークンの巡回間隔は、リング上のトラヒックの発生形態に依存する。ファイル転送に対しては、スループット向上を図るためにデータの分割と組立の回数を減少させ、長メッセージを一括転送することが有効である。しかし、この方式では短メッセージのトラヒック中にファイル情報のような長メッセージが混在すると、他のノードの送信待ち時間が大きくなるなどの問題が生じる。

これに対しスロットリング方式では、空きスロットを連続して使用しないようにすれば、特定のトラヒックによる共通バスの占有が避けられ、同時に複数のノード間でデータ転送ができ、均等でかつ待ち時間の少ない送信機会をノードに与え得る。この点を考慮して、媒体アクセス制御方式としてスロットリング方式を採用した。ただし、大容量データの高速転送を配慮して、転送速度としては、例えば磁気テープの伝送速度である 300 k byte/sec 程度の高速性を確保できるようにスロット幅を設定した。

〔 2 〕プロセス間通信の高速化

分散処理システムにおけるプロセス間通信は、通信に対するソフトウェアの関与が単純で、リアルタイム処理オーバーヘッドが軽減できるなどの特徴がある [JENSE-78]。しかし、これらのプロセス間通信の特徴を実現するためには、媒体アクセス制御により得られた高速転送性能を、効率的にプロセスに提供する方法を検討する必要がある。

(1) 高速データ転送方式

パケット交換網などのデータ通信システムにおいては、エンド-

エンドの端末におけるスループットの不整合を避け、網内資源の輻輳を抑制するためにウィンドウ制御によるフロー制御が採用される [ISO-8、室-86]。ウィンドウ制御方式では、有限の受信バッファの空き具合に応じた受信ができるように、コネクション設定時に定めたウィンドウサイズ (WS) までの個数のデータパケットを送達確認を待たずに先送りする。受信側ではパケット中の送信順序番号 N(S) から、どこまでのパケットが正しく受信できたかがわかり、WS 個の空きバッファが用意できたとき、受信順序番号 N(R) によりパケット受信の確認と次のパケットの送信許可を返す。バッファ不足などの理由により一時的にパケットを受信できない場合には、受信ノードは受信不可パケットを送信して一時的に入力規制する。このウィンドウ制御が対象とする送信バッファと受信バッファは、複数の利用者プロセスに対してサービスを提供する通信プログラム (通信エンティティ) が管理する共通資源である。送信側では、送信プロセスはデータ領域から送信バッファへデータを転送して送信要求を行う。逆に受信側では、受信プロセスの READ 要求に応じて、受信バッファからその受信プロセスが指定するデータ領域へ受信データが転送される。また、通信バッファの容量やパケットサイズに合わせたメッセージの分割や組立ても必要である。このようなデータ転送におけるバッファ管理、データ移動、および送達確認や順序制御あるいは分割や組立などのプロトコル処理は、特に長メッセージの転送に対してはスループット低下の大きな原因となる。

プロセス間通信に対して D.C. Walden は、ランデブポートと呼ぶ待合せポートを用いて、交信プロセス対の同期をとってメッセージ転送する方法を提案している [WALDE-72]。ウィンドウ制御では、送信タイミングが送信側プロセスの駆動により決まるのに対し、ランデブ転送方式では、送受信双方の通信主体プロセスがレディになった時点を契機にしてデータ転送が開始されるという特質がある。上

林等は、ミニコンピュータを 32本の並列バスにより接続した複合システムのプロセス間通信にこの方式を適用し、受信メモリアドレスを指定して転送するコネクションレス型通信を実現している〔上林-78a、-78b〕。

リングバスでは、後述するように、データリンク制御手順におけるデータ転送フェーズの Protokol としてランデブ転送機構を適用し、それぞれのプロセスが管理するデータ領域間で直接長メッセージを一括して転送することにより、大容量データの高スループット転送を実現するものとした。

（２） データリンクの多重制御

通信するプロセス対の間に設定される論理的なコネクションとして論理リンクを定義し、この両端点をポートと呼ぶ。プロセス間通信は、このポート間のデータ転送であり、交信プロセスは、ポートアドレスを指定して相手プロセスへデータ送信を要求する。この要求に対して通信サービスを提供するエンティティを、ネットワーク制御層（NCL）に位置付ける。データ転送に当たっては、ポート間を結ぶ論理リンクをRBPが管理するコネクションに対応させる必要がある。

一方、汎用コンピュータの入出力動作においては、入出力サブチャネルアドレスを指定して、タスクのデータ領域と磁気ディスクなどの入出力装置との間で直接高速なデータ転送を行っており、この入出力動作は複数のデバイスに対して並行的になされる。そこで、この入出力制御の構造に注目し、リングコンピュータネットワークのプロセス間通信において、データ転送が、見掛け上、高速入出力装置へのデータ出力またはデータ入力に見えるような通信機構を実現することを考えた。

図2.2 は、この概念に基づいたリングバスの基本的な通信構造を示している。プロセッサ A、B の入出力サブチャネル i、j をコネ

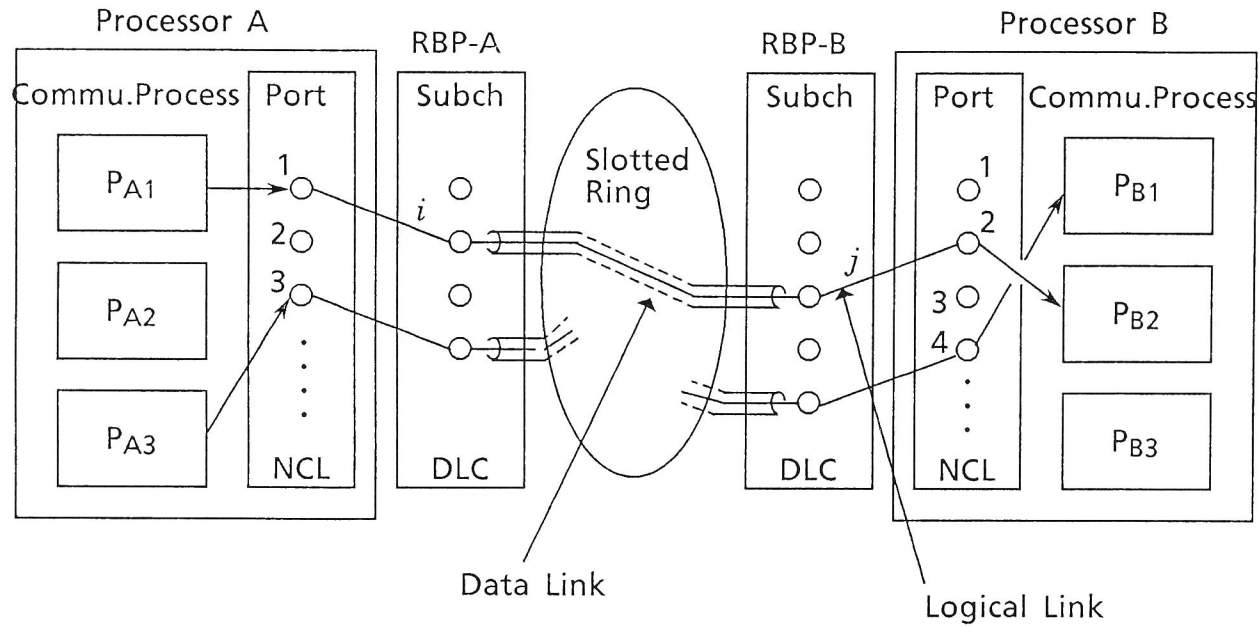


Fig. 2.2 Basic Structure of interprocess communication

クション端点識別子とみなし、これを結ぶコネクションをデータリンクと呼ぶことにする。通信の開始に当たり、ポートは入出力サブチャンネルに、また論理リンクはデータリンクに写像される。なお、通信プロセスの要求に基づいて任意のプロセッサ間に複数のデータリンクを設定し、伝送制御するデータリンク多重制御の実現上の問題点については2.3.2で検討する。

〔 3 〕 プロトコルの単純化

OSI 参照モデルに基づいたLANの標準化においては、CSMA/CD、トークンリングおよびトークンバスなどの媒体に依存する媒体アクセス制御（MAC）と、これらに共通な論理リンク制御（LLC）とがデータリンク層に定義され、ネットワーク層以上にはOSI プロトコルを適用するという暗黙の前提がある。またOSI 参照モデルでは、転送機能や品質が異なるサブネットワークを多段に経由してエンド-エンドで通信することを想定しているので、層の独立性と各層のエンティティが提供するサービス品質とを確保するために、フロー制御、送達確認、順序制御などの同一手順要素が多層に重複して定義されており、プロトコルを複雑にする要因となっている。

リングバスでは、〔 2 〕で述べたように、入出力サブチャンネル間に設定したデータリンクに対してランデブ転送方式によるデータ転送機構を適用し、このデータリンクを多重制御する機能をデータリンク層に位置付け、多量のデータを一括かつ高速転送している。このとき高速化に対しては、更に重複する手順要素を省略して層機能を縮退することにより、単純なプロトコルを設定して実装上のオーバヘッドの削減を図るものとした。また、通信オーバヘッドを軽減するには、プロトコル処理を前置処理装置に分担させ、プロセッサにおける処理負担を少なくすることが常套手段である。ここでは、

MACとデータリンク制御（DLC）機能を専用の通信プロセッサ（RBP）に分担させている。

プロトコルの単純化に対しては、『<N-1>層の手順要素により代替える<N>層の等価な手順要素を縮退し、サービスインタフェースのみ<N>層に配置する』ものとした。これによりプロセッサにおけるネットワーク制御層（NCL）の処理負荷を軽減し、逆に相対的に重くなったMAC、DLCに対するプロトコル処理に対してはRBPの高速化により対処するものとした。

リングバスで検討すべき手順要素として、次のものを挙げるができる。

- ・ コネクションのフェーズ制御
- ・ コネクションの多重化と逆多重化
- ・ 順序制御、送達確認、フロー制御などのデータ転送制御
- ・ データ転送の誤り制御
- ・ 優先データ転送
- ・ データの分割と組立て

これらの手順要素のリングバスにおける特性については、以降で順次検討する。また、以上の設計方針に基づき本章で検討するリングバスのプロトコル構造を、OSI-LAN参照モデルと対比して、図2.3に示す。なお、NCLより上位のプロトコルについては、本論文の対象外なので記述を省略する。

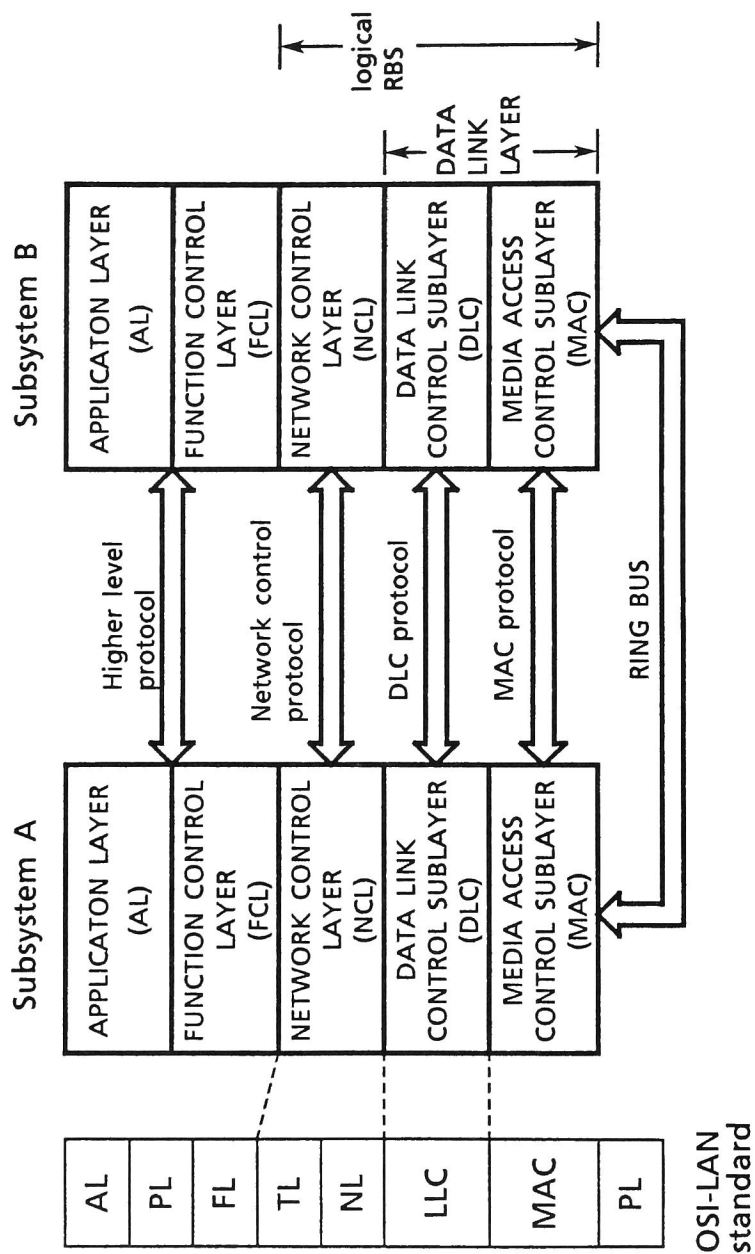


Fig. 2.3 Protocol structure of GAMMA-NET

2.3 高速データ転送プロトコル

2.3.1 媒体アクセス制御 (MAC)

[1] MACの手順要素

データ転送のための制御情報の交信は、転送効率に与える影響が大きく、高速データ転送に適した効率的な機構が必要である。データ転送の効率化を図るためにOSI参照モデルに導入されたコネクションレス型データ転送の概念には、層間で受け渡されるPDU(プロトコルデータ単位)に対する応答確認やフロー制御機能がない。このため上位層のコネクション型手順と組み合わせ、転送データの品質を確保している[ISO-1]。例えば、CSMA/CDやトークンリングなどのLAN標準においては、MACフレーム中にFCS(frame check sequence)が配置されており、受信側で符号誤りを検出できるが、回復手順は定義されていない[ISO-6、ISO-7]。これに対して、平衡型データリンクコネクションを確立するLLCのタイプ2手順は、I形式のPDUにダブルナンバリングによる順序制御と、最大アウトスタンディングフレーム数とRNR(receive not ready)コマンド/レスポンスによるフロー制御、およびMACが検出した誤りに対する回復動作機能を持っている[ISO-5]。従って、MACとLLCタイプ2手順とを組み合わせることにより、高効率で高品質なデータ伝送が実現できる。また、コネクションレス型のLLCタイプ1を用いる場合には、この上位のネットワーク層(NL)をコネクション型とするか、またはNLもコネクションレス型プロトコルとするか、の選択があり[ISO-4]、ネットワークサービスの品質に合わせて、トランスポート層(TL)のクラスがコネクション確立時の折衝で取り決められる[ISO-2]。

このように、OSIプロトコルでは、高速化を図るために、下位層をコネクションレス型としてプロトコル処理負荷を軽くし、上位層

でその手順要素の不足を補うように、プロトコルサブセットを選択する。

これに対してリングバスでは、2.2.2[3]で設定したプロトコル単純化の方針に沿って、誤り制御などのデータ転送制御をMACにて行わせることにした。MACではDLC（OSI-LAN標準のLLCに相当する位置付け）から渡されたデータ単位をMACで一定長に細分してMACコネクションを用いて伝送し、部分再送機能により順序制御、誤り制御などの転送制御を実行して伝送品質を確保している。これによりDLC副層およびNCLにおけるこれらの手順要素を縮退してデータ転送効率の向上を図った。リングバスの手順要素の配置を、OSI-LAN標準と対比して、表2.1に示す。表中では、OSI-LAN標準におけるNLにはX.25パケットレベルプロトコル、TLには誤り検出と回復クラス（クラス4）を適用した例を示している。

〔2〕 MACプロトコル

スロットリングアクセス法では、スロットの回転周期を一定にし、確保したスロットに連続してデータを送信するように排他制御機構を組込むと、送出したスロットがリングを一巡して来たことを確認してから、同じスロットにデータを乗せることができる。この特徴を利用して、以下に述べる部分再送機能により順序制御と送達確認、誤り制御を行う高品質な高速データ転送を実現する簡易な機構を実現した。

リング上を一定周期で巡回するサイクリックフレームは、図2.4に示すように9チャンネルに分割され、ch.0はリングバスの管理制御に、ch.1～ch.8はデータ転送に使用される。RBPの光レピータ（REP）は、ch.0のフレーム同期パターン（SYN）よりクロックを抽出し、RBPの動作クロックとして使用する。すなわち、

表2.1 手順要素の配置

手順要素	RBS			OSI-LAN標準				
	M A C	D L C	N C L	M A C	L L C 1	L L C 2	N L	T L
コネクションの確立と解放	◎	◎	◎	×	×	◎	◎	◎
コネクションの確立拒否	×	◎	◎	×	×	◎	◎	◎
コネクションの明示的正常解放	◎	◎	◎	×	×	◎	◎	◎
コネクションの異常解放	◎	×	×	×	×	◎	×	×
コネクションとPDUの対応づけ	◎	◎	◎	×	×	◎	◎	◎
コネクションの多重化と逆多重化	×	×	◎	×	×	×	◎	◎
分割と組立	◎	×	×	×	×	×	◎	◎
連結と分離	×	×	×	×	×	×	×	◎
DT-TPDUのナンバリング(送信順序番号)	◎	×	×	×	×	◎	◎	○
再順序制御, 送達確認	◎	×	×	×	×	◎	◎	◎
PDUの転送	◎	◎	◎	◎	◎	◎	◎	◎
優先データ転送	◎	△	△	◎	×	×	◎	◎
フロー制御	◎	×	×	×	×	◎	◎	◎
誤り検出(チェックサム, FCS)	◎	×	×	◎	×	◎	◎	◎
誤り回復	◎	×	×	×	×	◎	◎	◎
タイムアウト再送	×	×	×	×	×	◎	◎	◎
<N-1>コネクションへの対応づけ	◎	◎	◎	×	◎	◎	◎	◎
分流と合流	×	×	×	×	×	×	×	◎

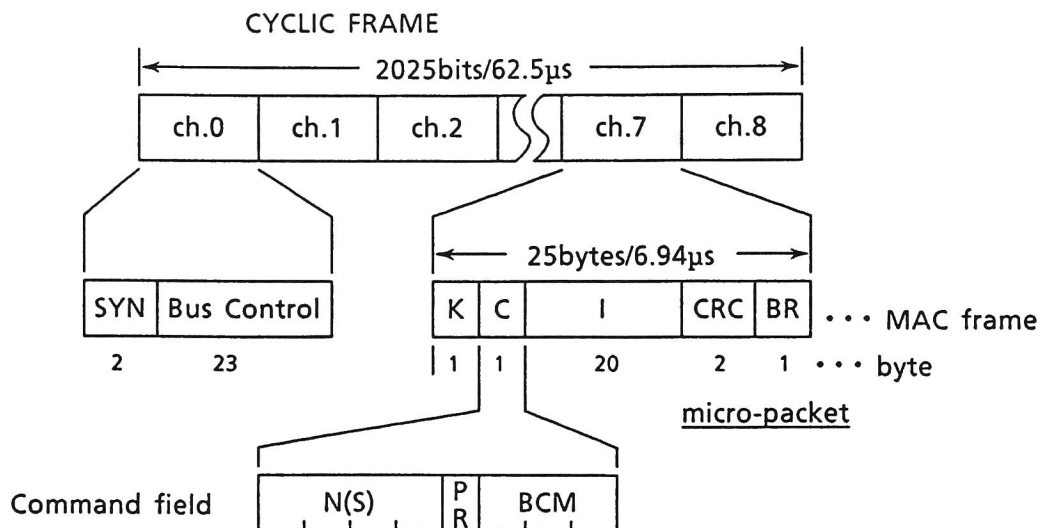
(注1) OSI-LANのLLC1はタイプ1(コネクションレス型), LLC2はタイプ2(コネクション型), MACはトークンリング, NLはX.25 LAPB, TLはクラス4(誤り検出および回復クラス)。

(注2) ◎ 必ず実装される。

○ 実装は必須またはオプションだが, 使用は折衝による。

△ <N-1>層に対する起動のみで, プロトコルは定義されない。

(注3) MACのコネクションは, DLCのコネクション設定時に暗黙に設定される。



K : access key
 C : command field
 I : information field
 CRC: cyclic redundancy check
 BR : busy/response
 N(S) : transmitting sequence number
 PR : priority
 BCM : bus command

Fig. 2.4 Cyclic frame and micro-packet format.

全てのRBPは、バス管理ノードSVのクロックに従属同期して動作する。

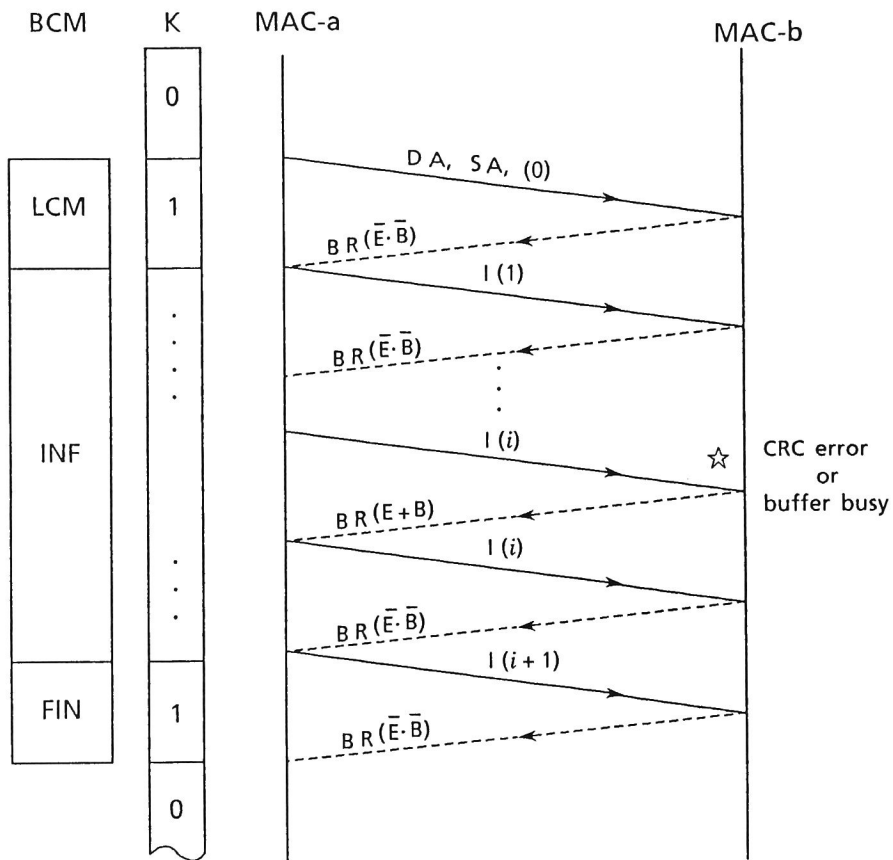
MACでは、DLCから渡されたデータ単位を20バイト長に分割して‘マイクロパケット’と呼ぶMACフレームを構成し、アクセスキーKが空きを示すスロットを確保して、送信順序番号N(S) (modulo 16)を順に計数しながら送信を開始する。MACプロトコルの基本シーケンスを図2.5に示す。

マイクロパケットの種別は、バスコマンド(BCM)により区別する。最初に転送するBCMは、DLCのデータリンク制御情報を送

信MAC (MAC-a) から受信MAC (MAC-b) に転送するLCM (Link control message) で、このIフィールドには宛先アドレス(DA)と発信元アドレス(SA)とが記入される。MAC-bは、DAが自己のアドレスと一致するスロットの位置を記憶し、引き続き転送されてくるINFバスコマンドを持つマイクロパケットから20バイトずつデータを受信してメッセージを組立てる。最後に、バスコマンドFINまでのマイクロパケットのデータを受信すると、MAC-a、bともにそれまで確保していたスロットを解放する。

MAC-bは、N(S)の連続性やCRCチェックの結果を末尾のBRフィールドに乗せてリングに返送する。MAC-aは、リングを一巡してきたスロットのBRを調べることにより、送達を確認することができる。BRがE (error) 応答の時には、N(S)のシーケンスエラーかまたはCRC誤りが検出された場合であり、このときにはMAC-aは、同一番号のN(S)を持つマイクロパケットを再送する。受信RBPの一時バッファでオーバーラン等が発生した時には、MAC-bはBRにB (busy) 応答を乗せる。この場合にも、MAC-aは同一番号のN(S)を持つマイクロパケットを再送することにより、データ転送の流量を制御することができる。B応答のときには受信マイクロパケットは廃棄された可能性があるので、同一番号のN(S)を持つマイクロパケットを再送する。これに対してMAC-bでは、同一番号のN(S)を持つマイクロパケットを重複して受信した場合には、これを廃棄する。万一、転送中にN(S)の連続性が確保できなくなった場合には、MACからDLCに異常終了報告して、DLCがアボート処理をする。

RSでは、光ファイバ通信が持つ高品質伝送とこの部分再送機能とによって信頼性の高い伝送を実現できるので、DLC副層以上における誤り制御、再送制御、送達確認などの転送制御機能に係わる手順要素を縮退させている。



$0, 1, \dots, i, i+1$: transmitting sequence number

BCM : bus command

K : access key

DA : destination address

SA : source address

LCM : link control message

INF : information

FIN : final information

Fig. 2.5 MAC protocol sequence.

2.3.2 データリンクの多重制御

高速通信を実現するために、2.2.2[2] では、通信プロセスが使用するポートをコンピュータの入出力サブチャネルに対応させ、通信プロセスが管理するデータ領域間で直接データ転送するという基本的な通信構造を採用した。この方式を適用したDLCプロトコルを設定するには、サブチャネル相互間におけるデータリンクの確立とその多重制御機構、ランデブ転送方式における同期転送のデッドロックとその解決法などについて明らかにする必要がある。

[1] データリンク確立

ネットワーク制御層（NCL）の呼設定要求に応じてデータ転送を開始するには、先ず発呼プロセッサ（CPU-a）と着呼プロセッサ（CPU-b）のポート（Pa、Pb）にそれぞれ入出力サブチャネル（i、j）を割り当て、このi、j間を接続するデータリンクを定義しなければならない（図2.2参照）。

（1）入出力サブチャネルの割当て管理

入出力サブチャネルの割当て法として、次の3方式が考えられる。

- ① ポートとサブチャネルの対応を予め固定して割り当てる。
- ② NCLのプロトコル処理をする通信制御プログラムがサブチャネルの割当てを行い、ポートとサブチャネルの対応を記憶する。
- ③ サブチャネルの割当て管理はDLCすなわちRBPに分担させ、この通信制御プログラムにはポートとサブチャネルの対応変換のみ行われる。

一般に、コンピュータネットワークにおいては、あるCPU-a と他のCPU-b、c、・・・との間で同時に活性状態にある通信プロセス対の数は複数かつ不特定である。従って、ポートとサブチャネルの対応を事前に固定しておく方式① では、特に1 データリンクを1 論

理リンクに対応させる使用法においては、既存コンピュータの構造上からサブチャネル数の制限を受け、システム展開の融通性が損なわれてしまう。このためRBSでは、NCLの発呼要求に対してサブチャネルをダイナミックに割り当てる。この場合、方式②ではサブチャネルアドレスを意識したデータリンクの確立と解放などのDLC固有の処理をソフトウェアで実施することになり、プロセッサの負担が大きい。これは、『プロセッサにおけるNCLの処理負担を軽減し、MACとDLCに対するプロトコル処理に対してはRBPの高速化により対処する』という設計方針に合わない。これに対して方式③は、プロトコル処理に対する機能分担が明確に分離できる。

入出力サブチャネルとこれに1対1に対応するデータリンクは、DLCの共有資源として扱われ、データ転送に使用された後には、再び空き資源としてプールされる。

(2) アドレス認識のアルゴリズム

リングバスを經由してDLC-a、b間でデータ転送するには、プロセッサの入出力サブチャネル番号*i*、*j*をアドレスとして相互に認識できる機構が必要であり、この機能をデータリンク確立シーケンスに位置付けている(図2.6(a))。

- ① NCL-aが、サブチャネル#0経由で、DLC-aにリンク接続オーダ‘CONNECT LINK’を出力すると、DLC-aは空きサブチャネル#*i* ($i = 1 \sim n$: n はサブチャネルの最大数)を確保し、割込みによりNCL-aに通知する。
- ② DLC-aは、自己のアドレス*Ra*と#*i*を伴ったリンク制御コマンドCL[Rb+*, Ra+i]をリングバスに送信する。ここに[Rb+*, Ra+i]は、宛先アドレスDAがRbでそのデータリンク番号LNDが未定(*)であること、また送信元アドレスSAがRaでリンク番号LNSが*i*であることを示す。

- ③ このコマンドを受信すると、DLC-b はリンク制御テーブル (LCT_j) に対応した空きサブチャネル # j を割り当て、割込みにより NCL-b にリンク確立を指示する。
- ④ サブシステム B の NCL-b から 'CONNECT ACCEPT' 応答がサブチャネル # j 経由で出力されると、DLC-b は、CA[Ra+i, Rb+j] 応答コマンドを返送する。これを受信した DLC-a は、先に要求された 'CONNECT LINK' に対する終了状態報告を NCL-a に行う。

以上のシーケンスによって DLC-a、b 間にデータリンク [Ra+i, Rb+j] が確立され、DLC は自己の LCT の位置と相手のアドレスを決定できると共に、NCL-a はデータリンク番号を # i として、また NCL-b は # j として識別する。これにより、前述したような、サブチャネル割当て管理を DLC に分担させ、NCL にはポートとサブチャネルの対応変換のみを行わせる機構を実現できる。

プロセス間のデータ転送が完了すると、このデータリンクは 'D L (disconnect link)' コマンドを交信して解放される。

なお、上記のアドレス情報やデータリンク制御コマンド (DLC コマンド) などは、バスコマンド BCM として LCM を持つ MAC フレームの I フィールドに乗せて転送される。

[2] ランデブ型データ転送

通信プロセスのバッファ間で直接データ転送するための一種のフロー制御法として、DLC のデータ転送フェーズに適用するランデブ転送方式では、論理リンクを確立した NCL-a および NCL-b からの、'READ'、'WRITE' オータが整合してからデータ転送を行う。このランデブ転送方式を DLC に適用する上で問題となるランデブ条件とランデブ制御の監視制御、強制転送機能について検討する。

(1) ランデブ型データ転送の基本型

データ転送に係わるランデブ条件としてDLCがチェックする項目としては、

① データ転送方向の整合

② バッファ容量の整合 ……送信データ長 \leq 受信バッファ長

などが考えられる。GAMMA-NETでは、リングバスに異機種汎用コンピュータが接続されるため、入出力アーキテクチャに与える影響を極力抑えることが必要となる。このため、ここではランデブ転送方式を実現する上で必須な項目①のみをDLCで処理をし、②に関してはデータ受信後に受信バイト数をDLCからNCLに状態報告することとしている。

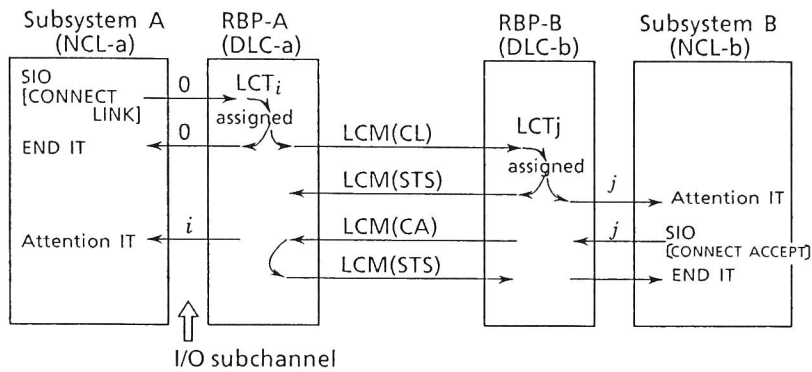
a. データ転送フェーズ

データ転送フェーズは、図2.6(b)に示すように、データ転送方向を確認するランデブサブフェーズと、条件が成立して実際にデータを転送するデータ転送サブフェーズとからなる。以下に、データ転送方向が整合する場合のシーケンス例を示す。

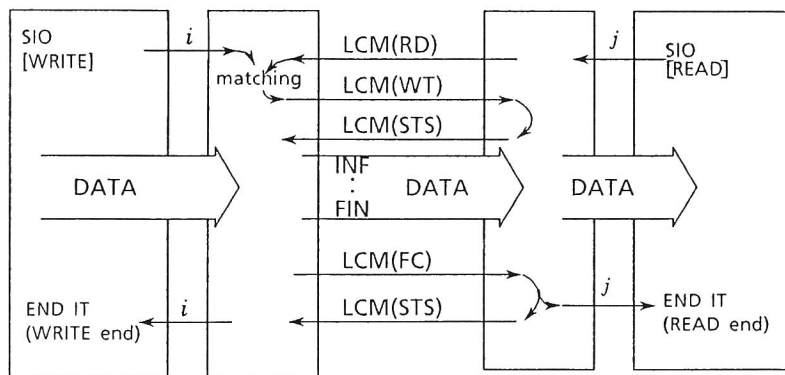
① NCL-aが‘WRITE’をDLC-aに出力し、一方DLC-bはNCL-bからの‘READ’を待つ。

② DLC-bが‘READ’を出力すると、受信要求コマンド‘RD[Ra+i, Rb+j]’がDLC-aに送られる。これによりLCT_iにおいて、このデータリンクにおける‘WRITE’と‘READ’が整合する。通信プロセスの走行タイミングによっては、NCL-bから‘READ’が先行して出力されることがあり、その場合には‘RD’コマンドが先にDLC-aに到着し、NCL-aからの‘WRITE’を待合わせることになる。

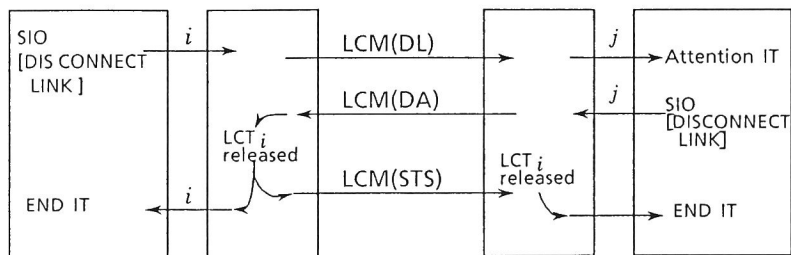
③ DLC-aは、‘WT[Rb+j, Ra+i]’コマンドを乗せてDLC-bにデータ転送開始を通知するとともに、下位副層であるMAC-aにデータ転送を要求する。この要求によりMACプロ



(a) Data link establishment phase



(b) Data transfer phase



(c) Data link release phase

bus command : LCM, INF, FIN

link control command :

CL ... connect link	STS ... status	CA ... connect accept
RD ... read	WT ... write	DL ... disconnect link
DA ... disconnect accept		

Fig. 2.6 Data link control sequence.

トコルは、2.3.1で述べたように通信プロセスのデータ領域のメッセージを入出力サブチャネルから読み出し、20バイト長のマイクロパケットに分割して転送する。

ここに、MACは誤り検出と回復機能を持つコネクション型プロトコルである。図2.6 中で、LCM、INF、FINは、MACの制御コマンドである。

- ④ メッセージ転送が終了すると、DLC-a は最終マイクロパケットの有効バイト数を‘FC (final control)’ コマンドにより通知し、DLC-b からの‘STS’ レスポンスにより転送の正常終了を確認する。次いで両DLCは、‘WRITE’または‘READ’に対する終了報告を相手のNCLに対して行う。

(2) ランデブ転送制御のデッドロック

ランデブ転送方式においては、通信プロセスあるいはRBSの障害などによって、オーダやコマンドが消滅したりシーケンス異常が発生して、オーダが整合せず永久に整合する相手オーダを待つデッドロック状態に陥る危険性がある。

一般に、HDLC 手順などのデータリンク制御においては、コネクション確立から切断までの時間やそのコネクション上を利用者データが流れない時間に対して、その最大時間を制限せず、いずれか一方のノードのデータ転送要求に基づくコマンド送信からレスポンス受信までの異常状態の検出と回復に、タイマによる監視を行う。

ランデブ転送方式によるプロセス間通信においては、同期制御は利用者プロセスの動作と密接に関係する。すなわち、このプロセス間通信においては、相手プロセスの走行特性（転送要求を出力するタイミング）はプログラミングの仕方、走行ステップ、OSのスケジューリング、あるいはコンピュータの処理性能などによって不定なため、ランデブの整合時点は確定できず、タイマの設定は障害検

出に対しては意味を持たない。また仮に、通信制御シーケンスに時間制限要素を持ち込むと、ユーザプロセスの動作を制限する要因となり好ましくない。このため、DLCとNCLの通信エンティティでは、オーダ整合までのタイマによる監視は行っていない。このため、図2.6(b)のように‘WRITE’を要求されたDLC側でランデブをとる手順では、両方のDLCが共に‘WRITE’を要求した場合には‘READ’待ちのデッドロック状態が発生する。このようにデータリンク制御方式を簡略化したことによる監視機能の低下を補うために、ランデブサブフェーズにおいて、次のようにデッドロックを回避する手順要素を設けている。

a. NCL-a から‘WRITE’が指示されると、DLC-a は‘WR’コマンドを送信し、自ノードが当該データリンクの送信側であることを相手ノードDLC-bに通知する。‘WR’を受信したDLC-b は、このプロトコル遷移をリンク制御テーブル（LCT）に記入し、確認として‘STS’レスポンスを返す。‘WR’送信後に‘RD’を受信すると、DLC-a におけるランデブが成立し、データ転送サブフェーズに移る。

b. NCL-b から‘READ’が出力され、DLC-a に‘RD’が先に到着した場合には、DLC-a から‘STS’レスポンスを返す。次に、NCL-a から‘WRITE’が指示されたときにランデブが成立する。

この‘STS’はコマンドに対する肯定または否定原因をリアルタイムに応答する制御コマンドであり、手順の異常検出を早期に図る働きを持つ。この機構により、転送要求オーダ（READ、WRITE）がLCTに登録された時点以降に受信した同種のオーダに対しては拒否応答または異常終了し、デッドロックの発生を防止する。

[3] 強制データ転送

[2] で述べた READ - WRITE によるランデブ転送機構では、データ転送タイミングはそれぞれの通信プロセスの走行特性により決定され、プロセス間で相互に作用する手段がなく結合が弱い。このため次の機能を満たすように、相手プロセスに強制的に情報を転送する手順要素を設けている。

① データ転送方向の変更

これまでに定義したランデブ型データ転送手順は、半二重通信であり、転送方向は先着の送受信要求 (READ / WRITE) によって決定される。このデータ転送方向を後着の要求によって反転する。

② 相手プロセスの起動およびデータ転送の強制

実時間性が必要なトランザクション処理、または走行時間が長い応用プロセスの制御に対して、相手プロセスが休止状態の場合には割込みにより活性状態にする。また走行プロセスにデータ受信ないしは送信を要求する。

強制データ転送機能は、READ / WRITE より優先度の高い FORCE READ / FORCE WRITE オーダにより実現する。強制データ転送要求 (FORCE WRITE) は、図 2.7 に示すように 'FWR' コマンドにより相手の DLC-b に伝達され、相手通信プロセスに対してアテンション割込みを行う。これに対して、NCL_b が FORCE READ を出力して、DLC-a の RCT_i 上でオーダの整合が取られるとデータ転送サブフェーズに移る。

[オーダの整合性] READ / WRITE と FORCE READ / FORCE WRITE の 2 種のオーダが同一リンク上で混在して使用されるために、例えば READ と FORCE WRITE のようにデータ転送方向は整合するが、異種オーダの組み合わせが発生することがある。これを不整合として READ / WRITE を発行したプロセスに対しオーダ拒否処理をすると、FORCE READ / FORCE WRITE

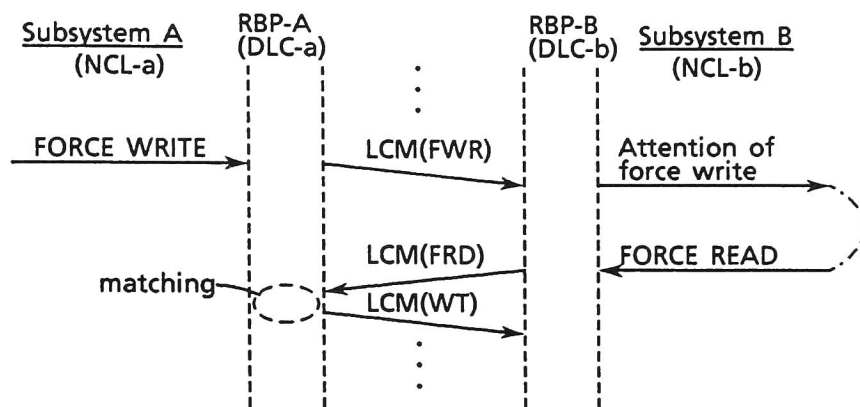


Fig. 2.7 FORCE WRITE / FORCE READ data transfer sequence.

要求は必ず相手プロセスまで伝達されるが、DLCにおけるデータ転送効率が低下する要因となる。そこでここでは、例えばFORCE READ と WRITE のようにデータ転送方向が整合する組合せのときには、DLCはデータ転送を実行することとした。

2.3.3 ネットワーク制御の機能

ネットワーク制御層 (NCL) は、データリンク上に論理リンクを確立し、機能制御層の利用者プロセスに対してデータ転送機能を提供する。この層のエンティティは、プロセッサのソフトウェアで実行されるので、MACおよびDLCと重複する手順要素を縮退させて、プロトコルの単純化を図り、処理負荷の軽減を図る。DLCにおいては、リングバス的高速性を活用して、複数のサブチャネルを用いて多重通信機能を実現しているが、利用者に対して平等にデータ転送サービスを行うためには、システム構築上の制約について

も検討が必要である。

図2.1 に示した GAMMA-NET のシステム構成において、T I P に接続される T S S 端末のログオン要求に対しては、N M S の資源管理機能によりサーバホストが選択されるが、この時に確立される論理リンクは、一般にその利用者のジョブが終了するまで解放されない。一方、D L C が提供できるデータリンクの数は、特に汎用コンピュータの場合には、入出力サブチャネル数により制限される。この点を考慮して R B S では、図2.8 に示すように N C L において次の2つの転送モードを設定した。

(1) バーストモード転送 1 データリンクを1 論理リンクに対応させて半二重通信を実現している。このリンクは、ファイル転送のように大容量データの高スループットの転送や、プロセス間の高レスポンスの結合に使用する。このバーストモードにおいては、N C L の大部分の機能は、データリンク制御機能を利用することに

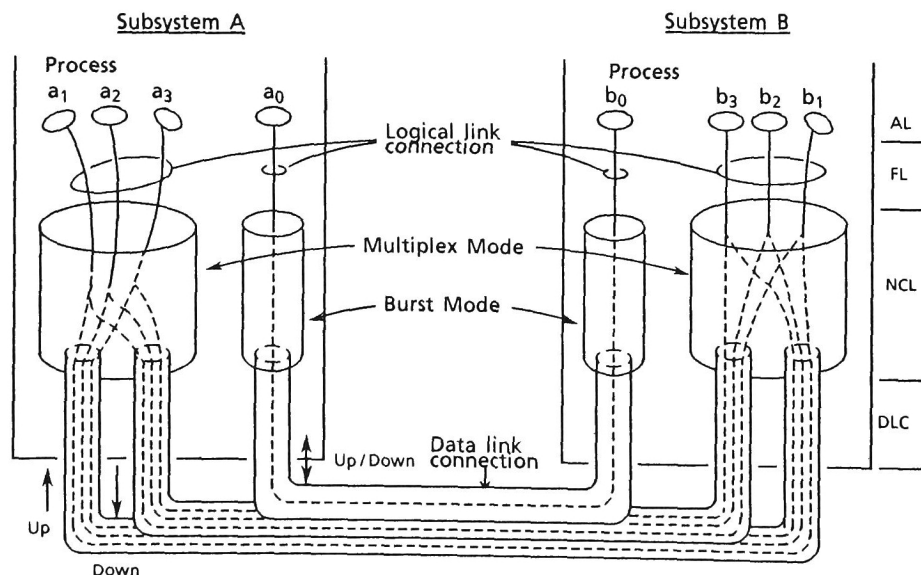


Fig.2.8 Links and transfer mode.

より縮退される。この場合の手順として、論理リンクの確立と解放、READ／WRITE に対応する通常データ転送、および FORCE READ／FORCE WRITE に対応する優先データ転送を定義している。

(2) マルチプレックスモード転送 1 データリンクを複数の論理リンクに対応させて、TSS、RJEなどの短メッセージを転送する。2本のデータリンクを用いて全二重通信を実現している。

NCLにおけるプロトコルシーケンス例を図2.9に示す。なおこの例で、リンク制御メッセージ(LI)は、論理リンク上のデータ送信権の委譲を制御している。

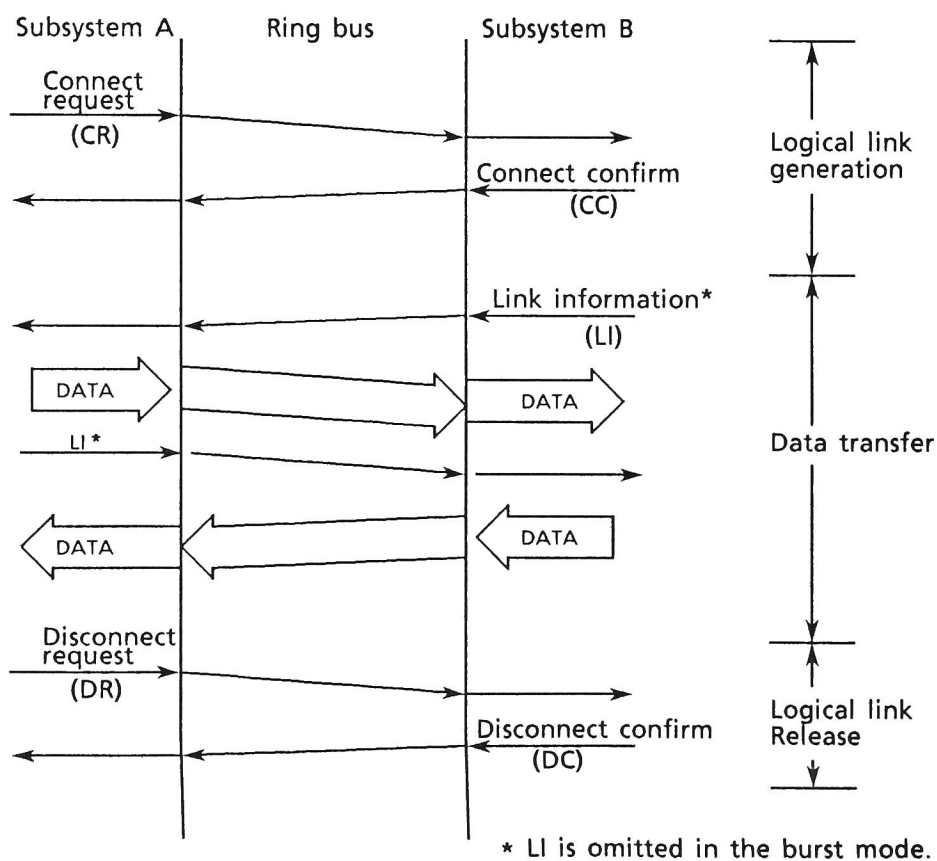


Fig. 2.9 An example of network control sequence.

2. 4 リングバスプロセッサ (R B P) の機能と ハードウェア構成

ここでは、2.3で検討した高速データ転送プロトコルを適用した R B P のハードウェア構成と、通信制御に係わる機能およびマイクロプログラムの構成について述べる。

2.4.1 ハードウェア構成

図2.10 は、R B P のハードウェア構成と通信制御に関係する機能を示している。リングバスのプロトコルを機能分散して処理することにより、総合的な通信性能の向上を図るという設計方針に沿い、M A C と D L C プロトコルの処理を R B P に、また N C L に関連する処理をプロセッサ側に配置する。R B P は、この M A C と D L C のプロトコル処理、データ転送制御およびコンピュータとの標準インタフェース制御などを高速マイクロプロセッサにより実行する T C U (Transmission Control Unit) と、R E P (Optical Repeater) に接続される B I A (Bus Interface Adapter) とから構成される。

この B I A は、リングバス障害に対する縮退制御とデータ転送性能の向上とを図る観点から、GAMMA-NET では二重化されている。M A C レベルではマイクロパケットを連続して転送するため、後述するように、二つの B I A が同時にデータメッセージを送信あるいは受信することができない。しかし、リングの二重化を生かして、データ転送中であっても B I A が空いていれば、いつでも L C M (link control message) を他のノードと交信できるようにしている。従って、T C U は、複数の論理リンクに対するデータリンクの多重制御と複数の待合わせとを並行的に処理でき、効率のよい伝送制御を行うことができる。

また、入出力インタフェースの種別を異にする各種のコンピュー

タをRBPに接続できるように、標準インタフェースを設けている。この標準インタフェースは、入出力命令に関する処理を行う制御インタフェースと、最大5 Mbyte/sec の容量をもつデータ転送インタフェースとから構成されている。このインタフェースは、次のI/OインタフェースをRBPに接続するように設計されている。

- ・ MELCOM COSMO Σインタフェース
- ・ MELCOM 70 DMA (direct memory access)チャネル
- ・ IBMマシン BMX (block multiplexer)チャネル

2.4.2 RBPの機能

高速マイクロプロセッサを内蔵するTCUは、BIA、標準インタフェース制御部、マルチタイマなどの物理的な機能、およびマイクロプログラムによりローカルメモリ上に形成されるテーブルや待ち行列などの論理的な機能を使用して、DLCプロトコルおよびMACプロトコルを実行する。

通信制御に係わる、RBPの主要な機能を以下に示す。

(1) 標準インタフェース

a. 制御インタフェースユニット (Control Interface Unit)
コンピュータからI/Oコマンド (SI0:start I/O、HI0:holt I/O など)を受け取り、またコンピュータに割込みを出す。SIOコマンドは、このユニットの中のコマンドレジスタがレディーのときに受理される。コンピュータへ複数の割込み要求が同時に発生しうるので、マイクロプログラムは、いったん割込み待ち行列にこれらの割込みを登録してから、逐次この処理を行う。

b. 制御データ転送ユニット (Control Data Transfer Unit)
オーダ実行の完了を通知するターミナル状態などを処理し、データ送受信ユニットと連動して動作する。割込み処理が複雑となるのを避けるために、マイクロプログラムは、このユニットについてだ

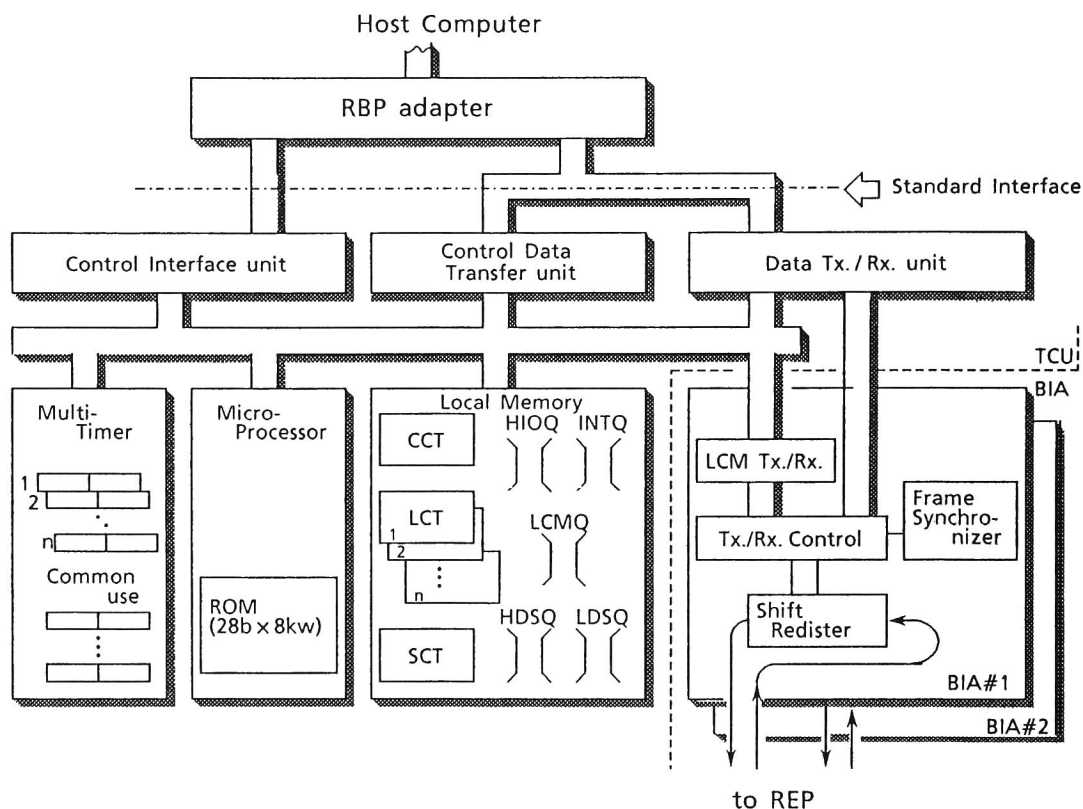


Fig. 2.10 Facilities in RBP.

けは割込みを用いず、処理の完了をセンスループにより検出する。

c. データ送受信ユニット (Data Transmitting/Receiving Unit)

コンピュータとBIA間の送受信データ転送を扱う。データ転送は、マイクロプログラムにより初期設定された後、BIAとこのユニットの間で自律的に実行される。マイクロパケットに転送誤りが発生したことを、相手のRBPから、BRフィールドにより通知されたときには、マイクロプログラムは、このユニットの再送バッファに蓄積されているデータを用いて部分再送を行う。

(2) マルチタイマ (Multi-timer)

データリンク毎に高速プログラマブルタイマ (H T M ; 1~511 msec) と低速プログラマブルタイマ (L T M ; 0.5~127 sec) とを 1 個ずつ割り当て、データリンク制御における監視タイマとして用いる。他の幾つかの H T M は、B I A を監視するために使用される。

(3) ウォッチドッグタイマ (WDTM)

R B P の動作、特にマイクロプログラムのルーピングを監視するために用いられる。ルーピングが発生すると、マイクロプログラムの異常を示す信号がこのタイマによって検出され、R B P の付加サービスプロセッサ (A S P) によりバス管理ノード (S V) に通知される。

(4) マイクロプロセッサ (Microprocessor)

複数のデータリンクの並行処理を高速に実行する命令幅 28 bit、命令実行タイム 200~550 nsec の専用プロセッサで、M A C、D L C プロトコルと標準インタフェースなどの実行を制御するために 8 K 語のプログラムメモリ (R O M) を持つ。

(5) B I A

B I A は、マイクロプロセッサおよび入出力サブチャネルと光リンクとの間でデータメッセージとリンク制御メッセージ (L C M) の送受信を行う。データメッセージを送信中あるいは受信中は、B I A はデータ送受信ユニットと結合している必要があるため、二つの B I A が同時にデータメッセージを送信あるいは受信することはできない。

(6) 論理機能

a. リンク制御テーブル (L C T)

未使用の L C T は、ローカルメモリの中の共通制御テーブル (C C T) にプールされる。N C L が、リンク確立フェーズにおいて 'CONNECT LINK' オータを出力するか、あるいは D L C が 'C L' を受信したとき、C C T に登録されている未使用の L C T が、その

データリンクを確立するために割り当てられる。データリンク解放時に、そのLC TはCC Tに返却される。LC Tは、プロトコル制御や標準インタフェースの制御に必要な状態情報やパラメータを格納している。

b. 送受信制御テーブル (SC T)

SC Tは、B I Aの状態、転送中のマイクロパケットのシーケンス番号やリングのチャンネル番号など、MACプロトコルに関する情報を蓄積する。これらはリングアクセスと誤り回復手順に必須である。

c. INT キュー (INTQ)

割込みを要求するリンク番号を蓄えるための行列である。この待ち行列は、新たな割込み要求がR B Pに発生したとき、あるいは割込みがプロセッサにより受け付けられるたびに更新される。

d. H I O キュー (HIOQ)

図2.13 に示すR B Pハンドラが、既に出力したオーダを取り消すために使用する。マイクロプログラムは、コンピュータから出力されたすべてのH I Oコマンドをこの行列に登録し、次に対応するオーダの実行を逐次停止していく。従って、R B Pハンドラは、R B PにH I Oを連続して指示することができる。

e. LCMQ、HDSQ、LDSQ

これらの行列には、メッセージ転送要求が登録される。LC Mの転送要求はLCMQに、高プライオリティと低プライオリティのデータメッセージの転送要求はそれぞれHDSQおよびLDSQに、蓄積される。マイクロプログラムは、これら3種の待ち行列を参照し、B I Aが送信可能になったときに優先順に送信要求を取り出して、リンク制御メッセージあるいはデータメッセージを転送する。

これらの行列の優先順位は、次の関係にある。

LCMQ > HDSQ > LDSQ

すなわち、メッセージ転送よりプロトコル処理が優先される。また長いメッセージより短いメッセージの転送が優先される。

2.4.3 マイクロプログラム

マイクロプログラムは、RBPの通信制御に係わる物理的な機能と論理的な機能を制御・管理しながら、DLCおよびMACのプロトコル処理、入出力インタフェースの制御およびデータ転送ハードウェアの制御と監視など、多岐にわたる制御機能を実行する。マイクロプログラムの基本構成を図2.11に、特に高速データ転送を実現するための設計の要点を以下に示す。

(1) 制御データ転送ユニットを除いて、RBPの各ユニットからの処理要求は割込みによって受付ける。

(2) 制御インタフェースユニットは、最高の割込み優先順位を持つ。割込みは、通常、プログラムの特定の時点で受付けるが、制御インタフェースユニットからの標準インタフェースの割込みだけは、他のルーチンを実行しているときにおいても任意の時点で受付ける。これによりコンピュータの入出力命令の実行時間を短縮してチャネル応答性の向上を図る。

(3) 複数のデータリンクに対応したLCTを走査することによるマイクロプロセッサの負荷を減少する方法として、DLCで発生する事象を種別ごとに上述の行列に登録する。これにより、LCTのアクセス頻度を減少させ、データリンク制御の効率化を図る。

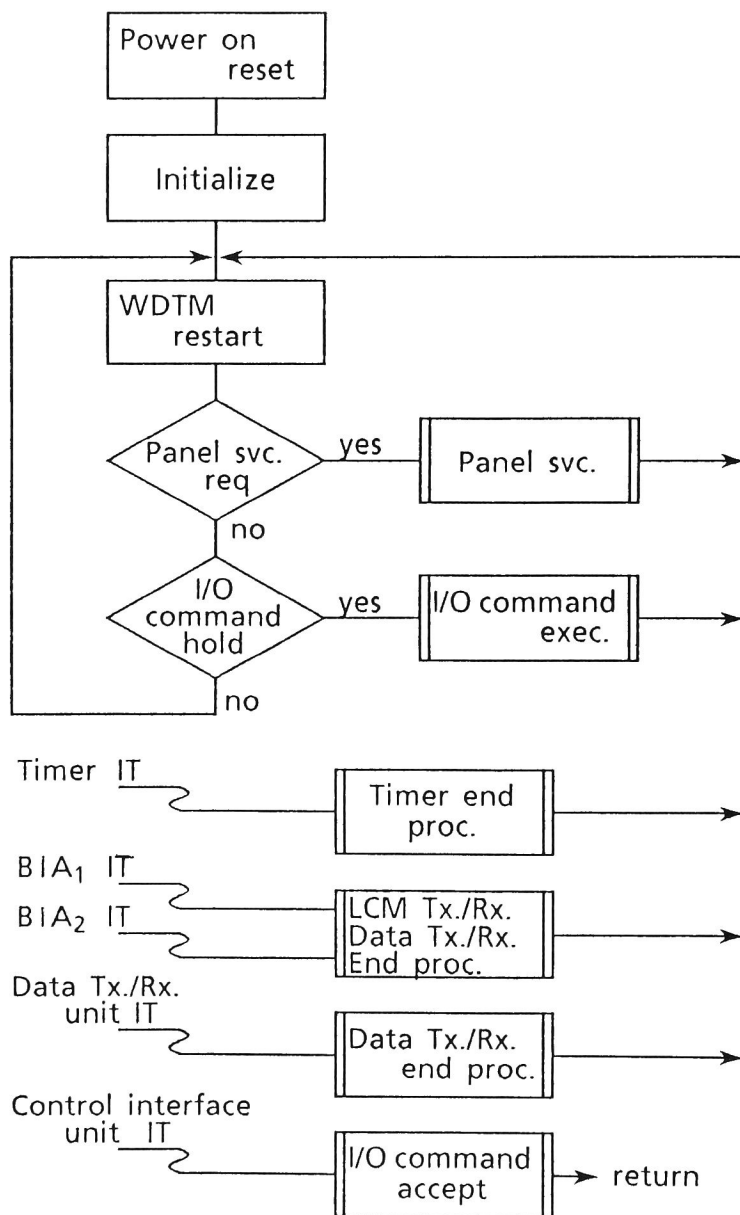


Fig. 2.11 Structure of microprogram.

2. 5 通信性能の評価

2.5.1 シミュレーションモデル

ホストコンピュータのNCLと、RBPにおけるMAC、DLCの
プロトコル処理を、2.4で検討した実装に基づいてモデル化し、
リングバスのバーストモード転送におけるプロセス間通信性能をシ
ミュレーションにより評価した。

シミュレーションモデルとその条件を以下に示す。

- (1) リングに接続されるノード（機能サブシステム）は全て対等
の関係にある。ノードの機種は、処理性能が把握されている汎
用コンピュータMELCOM COSMO 700 を想定する。
- (2) 応用プロセスの送信要求（M:WRITE）はポアソン到着で、
対応する受信要求（M:READ）が相手プロセスにおいて、同時
刻に生成されると仮定する。同一リンクに対する新たなREAD
／WRITE要求は、先行した転送要求が完了するまで発生しな
いとする。またメッセージ転送要求は、同一優先度とする。
- (3) プロセス間の通信形態はバースモード転送で行われ、図2.12
に示したプロトコルに従うものとする。また、データ転送エラ
ーは発生しないものとする。RBPがビジーでリンク制御コマ
ンド‘WT’、‘RD’などが受理されないときには、それら
のLCMは次のデフォルト値の遅延時間の後に再送される。

・ 再送遅延時間：LCM(RD)・・・ 5 msec

LCM(WT)・・・ 10 msec

- (4) RBSに対する条件は、次のとおりとする。

① リングバスは1重系・・・チャンネル数： 8

チャンネル転送速度： 320 kByte/sec

② コンピュータの入出力チャンネル転送速度： 1 MByte/sec

サブチャンネル数： 31

コンピュータのプログラム実行時間は、プログラムステップ数と平均命令実行時間 ($2\mu\text{sec}/\text{命令}$) から見積もった。また R B P における処理時間は、マイクロプログラムのステップ数とマイクロプロセッサの平均命令サイクル値 ($0.3\mu\text{sec}$) を基に見積もった。シミュレーションに用いる、コンピュータと R B P における通信処理フローのモデルを図 2.13 と図 2.14 に示す。

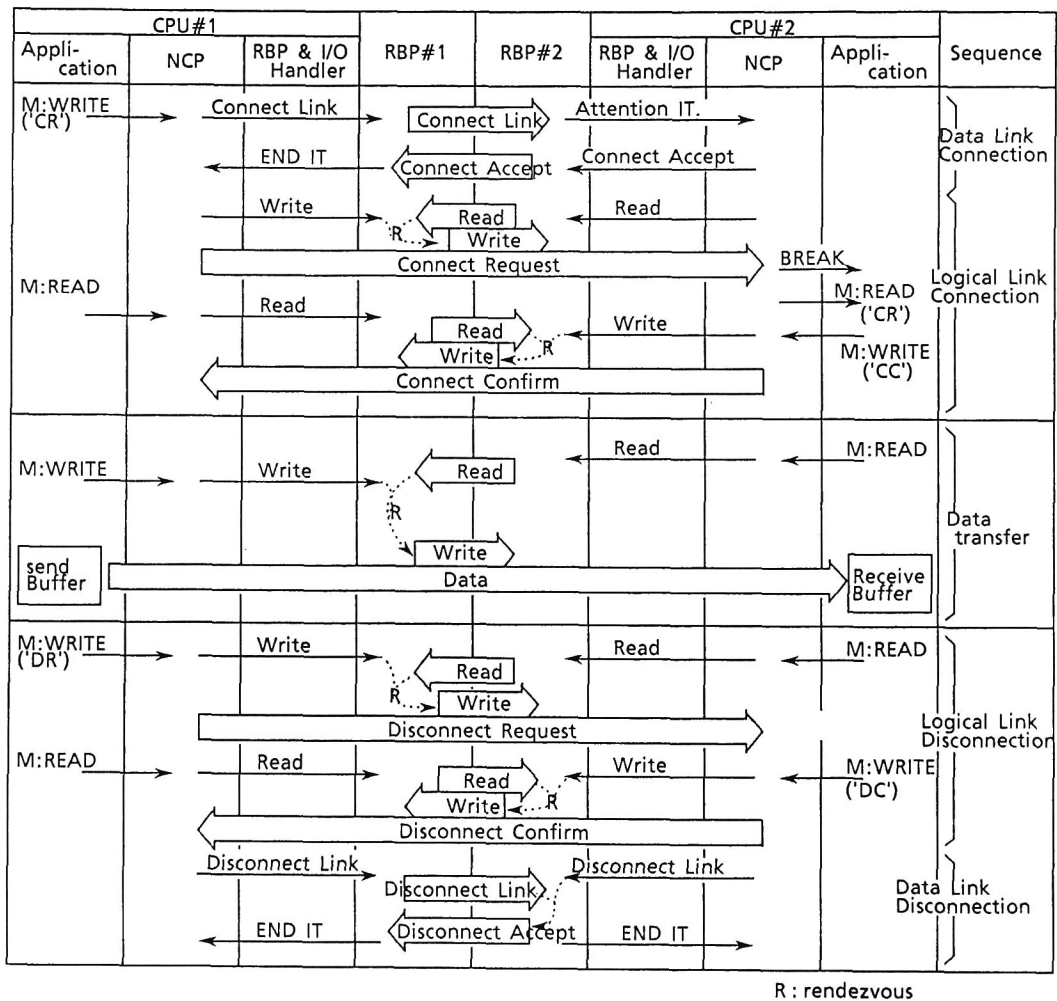


Fig. 2.12 Communication sequence in the burst mode data transfer.

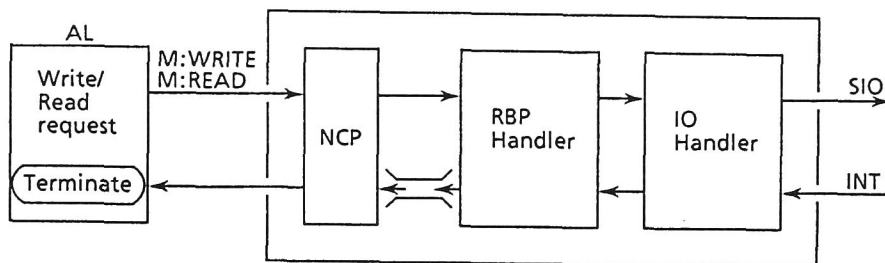


Fig. 2.13 Communication processing flow in HOST.

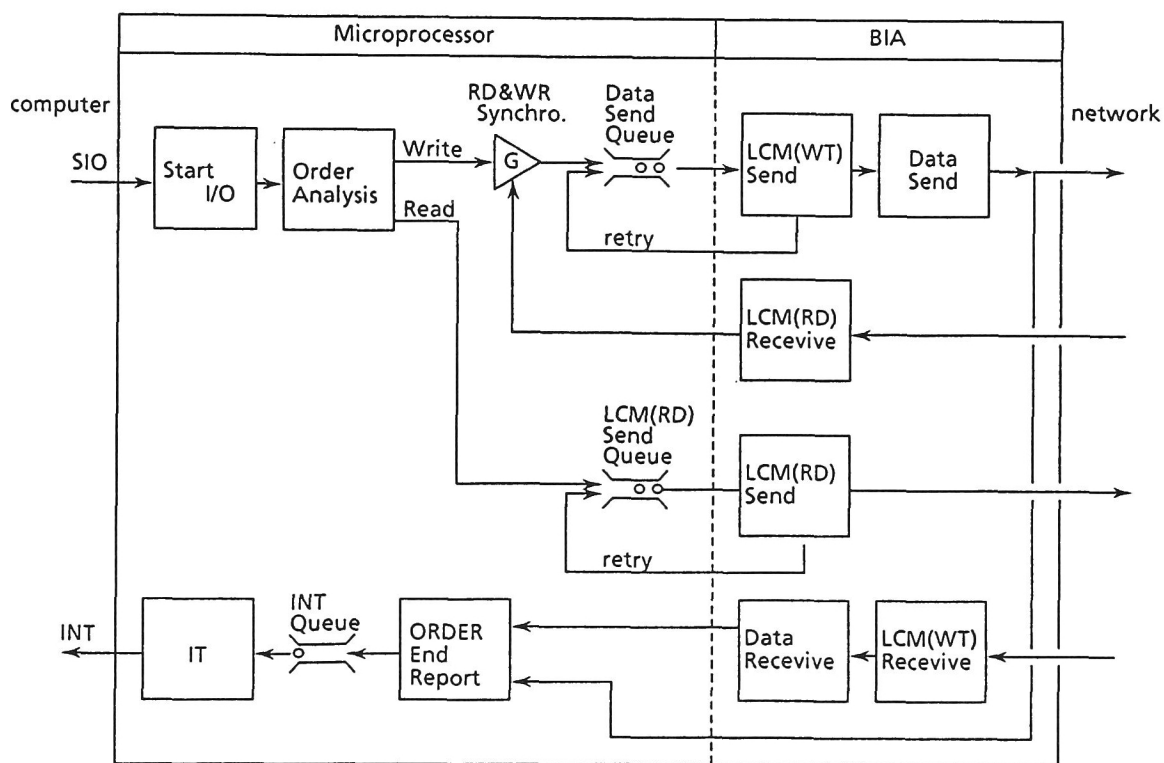


Fig. 2.14 Communication processing flow in RBP.

2.5.2 通信性能

プロセス間通信とRBPの通信性能を評価するため、以下に定義する応答時間とスループットについて検討した。

- ① プロセス間応答時間：NCLが、応用プロセスからM:READ/M:WRITE要求を受けたときから、データ転送完了をその応用プロセスに報告するまでに要するデータ転送遅延時間。
- ② RBP応答時間：リングバスハンドラが READ/WRITEオーダをRBPに出力してから、RBPがデータ転送の完了報告を返すまでのデータ転送遅延時間。
- ③ プロセス間通信スループット (η)： 応用プロセス間で毎秒転送できるデータ量。

図2.15 は、メッセージ長 $l = 512$ byteにおけるノード当たりのM:READ/M:WRITE要求の発生頻度 (λ 回/sec) に対するプロセス間通信スループット η の関係を、また図2.16 は、 $\lambda = 20$ におけるメッセージ長 l とスループット η の関係を示す。短メッセージ ($l = 512$ byte) においては、 $\lambda = 200$ 以下では η と λ の関係は直線的で、RBSの性能に余裕があるため転送性能が低下しない。しかし、 $\lambda > 200$ ではプロトコル処理オーバーヘッドが顕在化してきて、 $\lambda = 400$ のとき $\eta \simeq 120$ kbyte/secで飽和している。

また長メッセージ ($l = 32$ kbyte) のときには、プロセス間通信の最大スループットは $\eta \simeq 290$ Kbyte/sec であり、 η_{\max} /チャネル転送容量は約90% に達する (ただし、 $\lambda = 20$ とした)。バーストモード転送においては、応用プロセスにより用意されたバッファ間で直接データ転送が実行されること、NCLにおいてメッセージの packets への分割や組立て処理がともなわないこと、プロトコルが単純化されノード間でプロトコルの交信回数が少ないこと、およびリングの高速性をMACで効率的に使用できることなどから、大容量データの高スループット転送が実現されていることが明らかとな

った。

図2.17 は、短メッセージ ($l = 512$ byte/sec) に対する、応用プロセス間と R B P 間の応答特性を示している。低トラヒックに対しては高レスポンスを実現しているが、高トラヒックになると B I A がデータ送受信中でビジーとなり、リンク制御コマンドの再送が増えてランデブ待ち時間が増加するため、応答性能が低下する。また、R B P 応答時間に対するプロセス間応答時間の増加分、すなわちプロセッサによるネットワーク制御プロトコル (N C P) など通信処理のオーバーヘッドは、10 msec 以下で、 λ による影響は小さい。このことから、R B S の通信特性は、N C L が縮退されているため

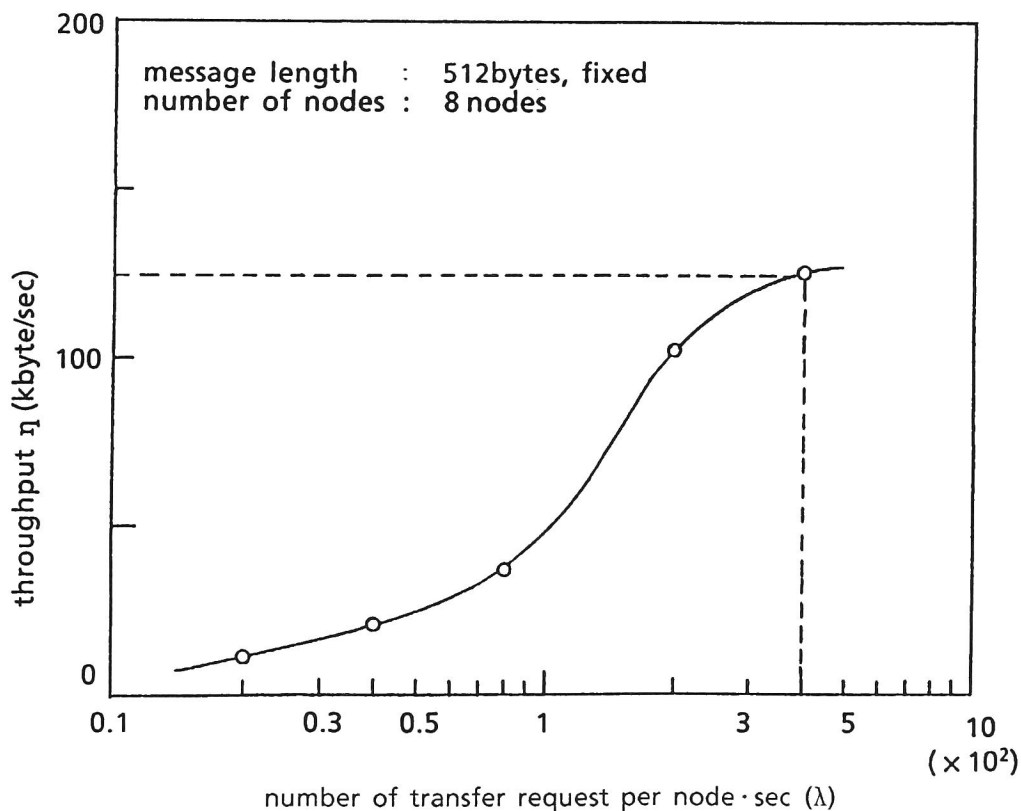


Fig. 2.15 Throughput vs. transfer request in short messages.

に、主にDLC、MACプロトコルを実行するRBPの処理性能やリングの伝送特性に依存していることが分かる。

以上のシミュレーション結果から、提案した高速転送プロトコルを実装したRBSは、長メッセージに対して高スループットを、また短メッセージに対しては高レスポンスを実現していることが明らかになった。なお、長メッセージ中に短メッセージが混在する場合

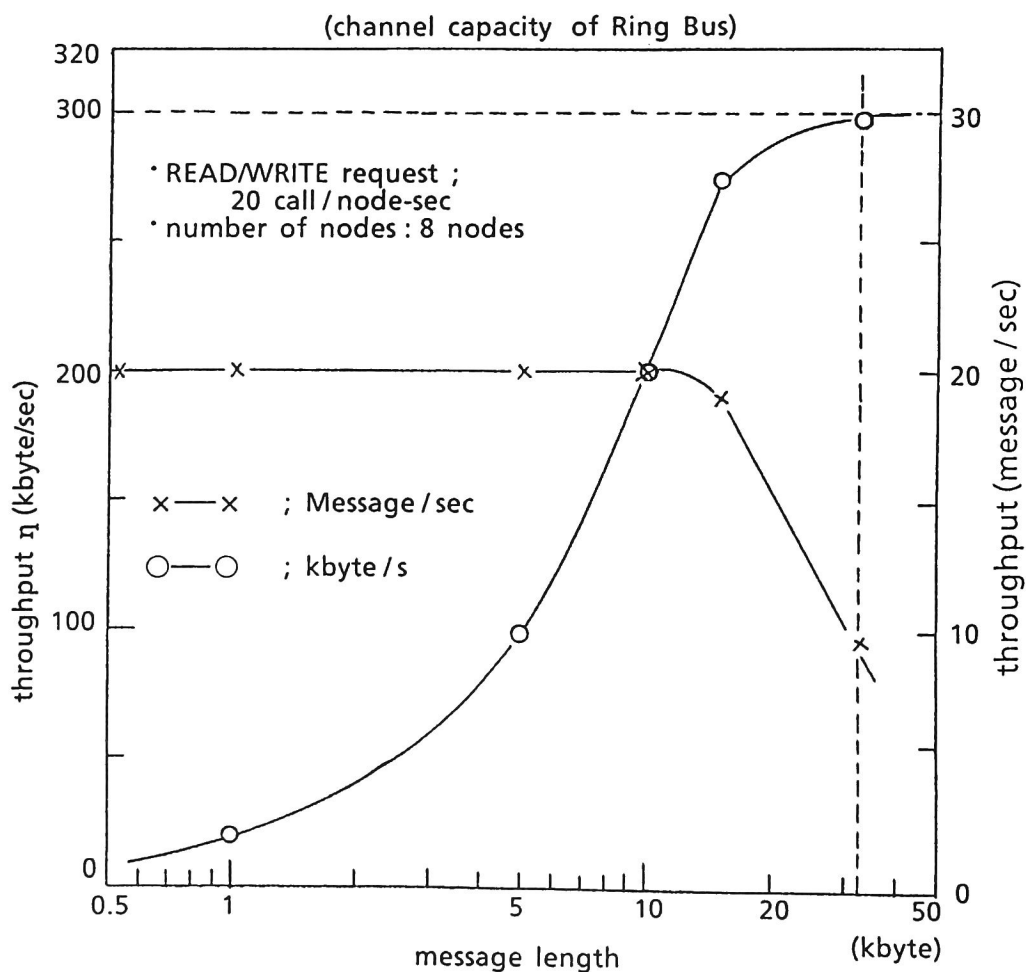


Fig. 2.16 Troughput vs. message length.

の通信特性については、このシミュレーションからは直接明らかにされていないが、M A Cにおける優先データ転送機能により、長メッセージ転送を一時中断して、短メッセージ転送が行われるので、短メッセージ発生頻度に対する応答特性は図2.17に近いと考えることができる。

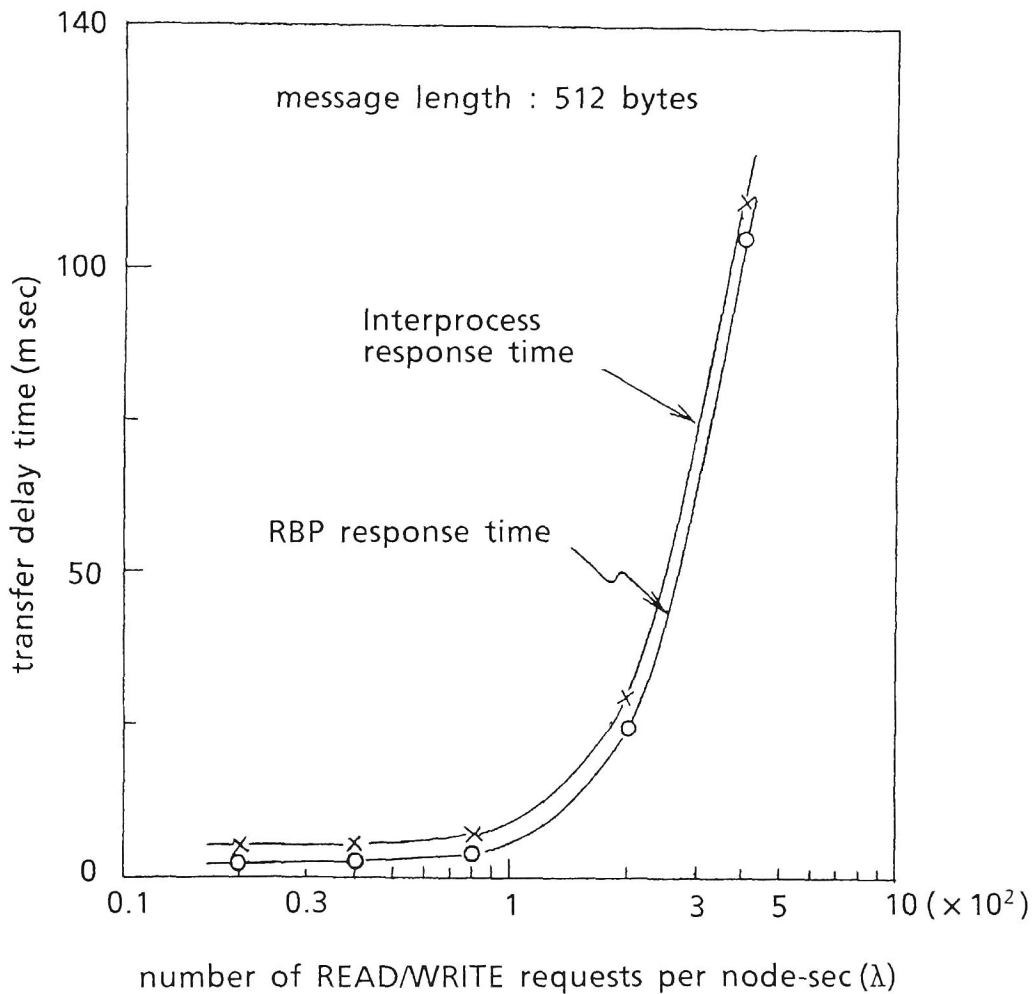


Fig. 2.17 Response characteristics in the interprocess communication.

2. 6 結 言

本章では、異機種コンピュータの集合からなるコンピュータ複合システム GAMMA-NET を構成する リングバスサブシステム (RBS) の高速データ転送方式について検討した。RBSにおいては、短メッセージに対して高レスポンスで、長メッセージに対して高スループットな通信特性が実現された。

先ず、RBSの高速化を前提として、この課題を解決するための設計方針について検討し、

- ① スロットリングによる高速データ転送に適した媒体アクセス制御 (MAC) プロトコル、
- ② ランデブ転送方式による通信プロセスのバッファ間での直接データ転送と、コンピュータの入出力サブチャネルに対応させたデータリンクの多重制御を採用したプロセス間通信機構、
- ③ $<N-1>$ 層の手順要素により代替えできる $<N>$ 層の等価な手順要素を縮退したプロトコルの単純化、
- ④ プロトコル処理の機能分散化とファームウェア化による高速処理、

の4点が必要であることを述べた。

次にこの設計方針に沿って、MACの手順要素とプロトコル、入出力サブチャネルの制御シーケンスと結び付いたデータリンク制御 (DLC) プロトコル、およびネットワーク制御プロトコルなどについて詳細に検討した。MACプロトコルにおける部分再送機能は、短メッセージと長メッセージが混在した高品質な高速データ転送を実現する機構を提供し、上位層におけるプロトコルの縮退を可能にした。また、サブチャネル間にコネクションを確立する際のアドレス認識アルゴリズム、データ転送フェーズにおけるランデブ転送のデッドロック回避シーケンスなどについて検討し、データリンク制

御プロトコルを設定した。

これらの高速データ転送方式に対する検討結果に基づいて、MACとDL Cプロトコルおよびデータリンク多重制御をファームウェアにより高速に実行し、プロトコルの機能分散処理を実現するリングバスプロセッサ(RBP)と、リング管理ノードからなるRBSを試作した。

最後に、ホストコンピュータとRBPにおけるプロトコル処理フローなどの通信制御動作を、実装を基にモデル化して、RBSのプロセッサ間通信性能をシミュレーションにより評価した。その結果、試作したRBSのデータ転送方式は、長メッセージ転送については高スループットの特性を、また短メッセージ転送については高レスポンスの特性を有し、提案した高速転送プロトコルは、特に高速なリングコンピュータネットワークにおける通信方式として優れた特性を有することが明かになった。

この高速転送プロトコルを適用したRBSは、1980年に筑波大学GAMMA-NETにおいて稼働を開始し、分散処理システム構成の研究に供された。本章で提案した待合わせ機構を有するデータリンク制御方式と同様な多重制御方式とIEEE 802トークンリングを組み合わせたプロセッサ間通信方式については、この研究の後に、星子、魚住、小柳津等により検討されている[星子-84]。IEEE 802プロジェクトやISOにおける標準化の進展とともに、これまでLANの研究は、主にCSMA/CDなどのように10 Mbit/sec程度の比較的低速なアクセス制御方式の検討に焦点が当てられてきた。しかし、昨今の光ファイバ通信技術の進歩により数Gbit/secの高速伝送路が実現され、プロセッサ処理速度の向上や画像情報などの大容量データ転送をとまなうアプリケーションの発展に応じて、高速データ転送に対する要求が強まっている。このため最近になり、高速ネットワークを実現するための高速データ転送プロトコルや通

信アーキテクチャの研究が進められつつある [HASS-90, CHESS-88, 本村-90]。

最近のLSI技術の進歩により、マイクロプロセッサの高速化や機能の集積化が一段と進んだことから、ここで提案したような、データリンクの多重制御をファームウェアにより実行する高速データ転送方式は、リングコンピュータネットワークの高速 高性能化と、これを用いた分散処理システムの構築にますます有効なものとなっている。

第 3 章

時分割多重LANにおける アクセス制御方式

第3章 時分割多重LANにおけるアクセス制御方式

3. 1 緒 言

オフィスの環境においてLANの展開が進む一方、端末のインテリジェント化・高機能化・低価格化などにもなって、扱う情報メディアの多様化が進んでいる。このため、コンピュータと端末の分散処理形態における大容量データ転送、ファクシミリや静止画のリアルタイム通信、音声とデータの統合通信など多様な利用形態に対して、マルチメディア通信機能を提供する汎用通信システムとしてのLANが必要とされている。オフィスで扱われる音声、データ、静止画あるいは動画などは、情報の性質を異にするため、LANは、伝送速度、スループット、遅延時間あるいは応答性などに対して、異なる交換機能と通信特性を満たすことが必要となる〔明石-83〕。これらを統合伝送することを目指して、データと音声をトークンリング上でパケット交換により伝送した場合について、音声に対する遅延変動や最適パケット長に対する検討が行われている〔SUDA-85〕。最近では、LANの超高速化を図り、ATM(asynchronous transfer mode)により高精細動画像を含むマルチメディア情報を統合伝送する広帯域ISDNに関する研究もなされている〔浅谷-91〕。

また、Ethernetなどの中低速の小規模なLANがオフィスなどに多数設置されるにともない、事業所全域にわたるOAシステムなどを構築するために、多数のLANを相互接続するバックボーンLANの検討や標準化も進められている〔OHTER-87、GREEN-86〕。

このようなLANにおけるマルチメディア通信機能とシステムの拡張性に対する課題を経済的に解決するために、筆者らは回線交換

とパケット交換の両方の機能を時分割多重フレーム上に共存させたバックボーンLANと、複数のCSMA/CDバス型LANや固定割当てTDMA方式のリング型LANとを接続し階層構成とする“MELNET”を開発し、1984年以来実フィールドに展開してきた〔中塚-84〕。

本章では、このバックボーンLANにおいて採用した方式 — リング上を一定周期で回転する時分割多重フレームを用いて、効率的なパケット交換を実現したアクセス制御方式 — について述べた。

先ず、3. 2では、アクセス制御方式の検討対象とする“MELNET”のシステム構成と、バックボーンLANの時分割多重フレームの構成を示した。3. 3では、この時分割多重フレームを構成するパケット交換領域の使用法に関して、適用可能なアクセス制御方式とその問題点について検討した。次に3. 4では、時分割スロットを連結して長パケットを伝送するスロット化トークンパッシング方式のアクセス制御アルゴリズムと、リング監視、すなわちリング障害などによる異常状態の検出と回復機構、について提案した。さらに3. 5および3. 6では、ISO標準(ISO 8802/5)のトークンリングアクセス法をこの時分割多重バックボーンLANに適用する場合を比較対象として、3. 4で提案したアクセス制御方式の平均転送時間を数値解析およびシミュレーションにより評価した。この結果、提案したスロット化トークンパッシング方式は、トラヒック負荷の変動に強く、高速な時分割多重バックボーンLANのパケット交換アクセス制御方式として、有効性が高いことを示した。

3. 2 時分割多重バックボーンLAN

3.2.1 システム構成

対象とするバックボーンLANは、図3.1 に示すように、リングの同期維持およびリングの動作監視などを司るリング監視装置（RME）と、CSMA/CDバスと固定割当て型TDMA方式の中速リングとを収容するリングアクセス装置（RAE）、および第4章で述べるプロトコル変換装置（PCE）を用いたゲートウェイプロセッサ（GWP）とから構成される。

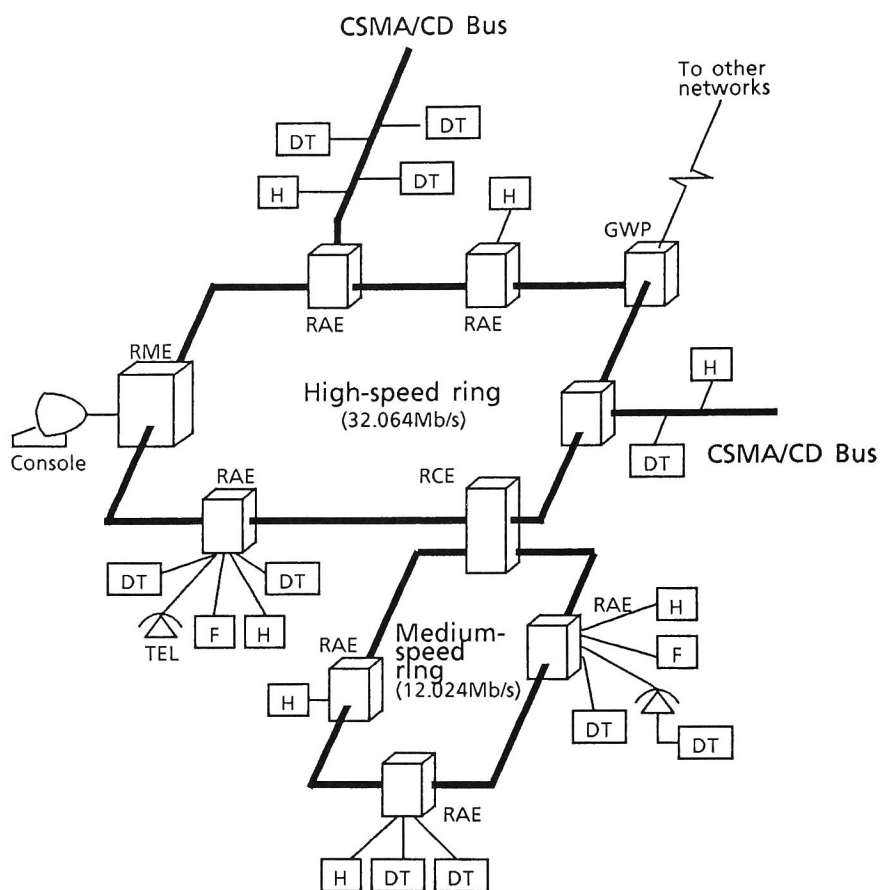
マルチメディア通信環境を実現する一つの方法として、バックボーンLAN上に一定周期（ $125\mu\text{sec}$ ：8 kHz）で回転する時分割多重フレームを利用して、回線交換とパケット交換の機能を共存的に実現することを考えた。この場合、それぞれの交換機能は独立に検討でき、実現が容易になる利点がある。

次に、回線交換とパケット交換のそれぞれの機能の特徴と、バックボーンLANへの適用について述べる。

[1] 回線交換機能

回線交換サービスでは、ダイヤル接続手順によりエンド-エンドに物理リンクとしての回線を設定する。接続完了後はトランスペアレントで等時性が保たれた通信を提供できるため、データ、音声、画像情報など、メディアが異なる情報の多元接続が可能である。また、大規模な構内ではすでに各種のプロトコル、符号形式による端末を用いたシステムが存在しているので、回線交換ではこれらを変更なしに収容でき、移行性が優れている。

回線交換機能をリング型LANで実現する場合には、周期性が保たれたフレームをリング上に形成し、タイムスロットを選択することによって通信チャンネルを設定する。このためのタイムスロット割



RME : Ring-management equipment
 RAE : Ring-access equipment
 RCE : Ring-coupling Equipment
 DT : Data Terminal
 H : Host Computer
 F : Facsimile
 GWP : Gateway processor

Fig. 3.1 Hierarchical LAN "MELNET" .

当て法には、次の方法がある〔鈴木-83〕。

（１） 固定割当て方式

スロットの各通信チャネルへの割当て方法が、何等かの規則に従って予め一意に決められている。この方式では、一つのノードに呼が一時に集中した場合でも、そのノードに割り当てられたスロットを待たねばならず、高負荷時にスロット割当て待ち時間が長くなる欠点があるが、ノードの構成が簡単で安価にリング型LANを実現できる。

（２） デマンド割当て方式

呼の発生に応じて、スロットの割当てと解除を動的に行う。デマンド割当て方式では、フレーム上のスロットを全ノードで共有でき、伝送容量の有効利用を図れるが、スロット割当て制御が複雑になる。

“MELNET”では、呼に対するタイムスロット利用効率が高いデマンド割当て方式をバックボーンLANに、またノードが安価に構成できる固定割当て方式を中速リングに適用して、これらを階層的に相互接続している。デマンド割当て方式による回線交換を実現するには、加入者番号の管理と物理番号への変換、タイムスロットの割当て制御に関していくつかの設計上の選択がある。

〔２〕 パケット交換機能

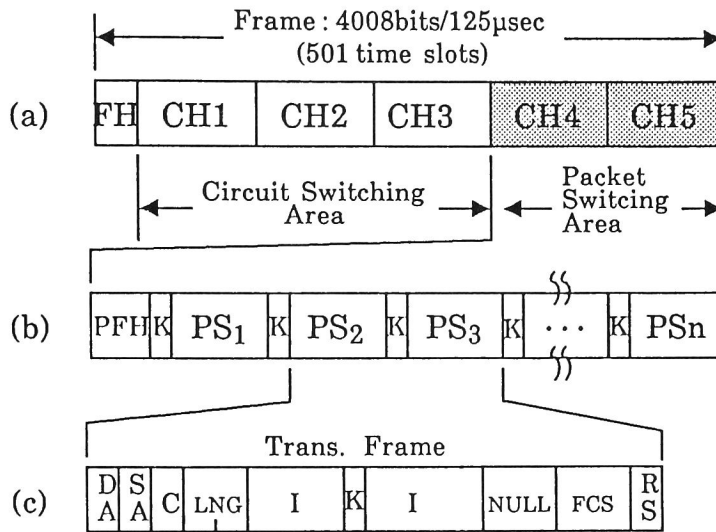
パケット交換機能に対してバックボーンLANは、CSMA/CDやトークンリングなどのIEEE 802（またはISO）標準の中低速LANを相互接続して、エンド-エンド間でトランスペアレントなデータ転送を可能にする。これらの中低速LANの相互接続に適用される媒体アクセス制御(MAC)ブリッジは、MACアドレスを識別して、このフレームを相手のLANのMACフレームに合うように変換して中継する。このため、信号伝送やアクセス制御の適用範囲をそれぞれのLANに閉じることができ、物理レベルで単純に信号

を中継するレピータを用いる場合より、広範囲にわたり融通性の高いシステム展開ができる。MACブリッジにより多数のLANを相互接続する場合には、物理的なトポロジが複雑になるため、MACフレームがルーピングしないように論理的にスパニングツリーを構成し、必要なフレームのみを通過させるアドレスフィルタ機能をブリッジに持たせている。

LANが多段になると中継トラヒックが増加することから、これらの中低速LANを高速なバックボーンネットワークに接続して、トポロジを単純化することが必要となる。Y. Ohteru は、バックボーンネットワークとしてリング型LANを用い、全体をMACブリッジとみなし、LANのグループ同報機能を利用してアドレス学習とアドレスフィルタリングをする方法を提案している [OHTER-87]。このように多数の中低速LANが接続されるバックボーンLANには、トラヒックが集中するため、効率的にパケットを中継転送することが必要である。特に、上述のように周期的な時分割多重フレームを用いるリング型のバックボーンLANにおいて、効率的なパケット交換を実現するアクセス制御方式の検討が、本章の課題である。

3.2.2 多重化方式

伝送特性が異なるマルチメディア情報を扱うために、回線交換とパケット交換の両機能を同一伝送路上に同時に実現する方法として、高速リングには、時分割多重 (TDM) 方式を適用し、図3.2 に示すように4,008ビット長、繰り返しサイクル 8 kHz (周期125 μ sec) の時分割フレームを形成する。フレームは、フレームヘッダ (FH) と5個の固定長のチャネル (CH1~CH5) からなる。FHには、フレーム同期信号、LANの状態情報や管理情報などが含まれる。RMEは、このチャネル単位にその交換機能を定義し、回線交換領域とパケット交換領域とに分割する。図3.2 では CH1~CH3までが



FH frame header
CH channel
PFH packet frame header
PS packet switching slot
K access key
DA destination address
SA source address
C control field
LNG effective data length
I information field
FCS frame check sequence
RS response

Fig. 3.2 Time division multiplexed frame and slot structure.

回線交換に、CH4とCH5 とがパケット交換に使用されている。構内において扱う情報メディアの性質や量およびその割合は、利用形態により変化するものと思われる。このような変化に柔軟に対応できるように、回線交換領域とパケット交換領域の境界をRMEからの指令によって変更できるようにしている。すなわち、パケット交換のトラヒックの増加にともなって、CH3→CH2→CH1の順にこの境界を移動して、伝送容量を拡張する。

回線交換領域の各チャネル上には48 kbit/s の全二重回線を 96回線設定できる。

3. 3 パケット交換のアクセス制御

回線交換機能では、バックボーンLAN中に設定できるコネクションの最大数が、フレーム中のタイムスロット数により制限されるのに対し、パケット交換機能ではチャネル(CH)中にコネクションを多重化できるので、システムの拡張に融通性がある。

ここでは、時分割多重リングにおいてパケット交換を実現する提案方式の位置付けを明らかにするために、図3.2 のパケット交換領域の使用法に注目して、適用可能なアクセス制御方式とその特徴や問題点について検討する。

[1] 領域を連続して使用する場合

バックボーンLANのパケット交換領域を連続して使用し、この領域にリング型LANのアクセス制御方式として標準化された ISO 8802/5 トークンリング (以降ではISOトークンリングと呼ぶ) を実現することを考える [ISO-7]。ISOトークンリングでは、伝送路へのアクセスは、リングを一定方向に巡回しているトークン形式

のアクセス制御部（ＡＣ）によって行われる。送信要求を持つノードは、送信許可を示す、いわゆるフリートークンを検出するとこれをビジートークンに変えて、フレーム形式、すなわちパケットを送信する。送信を完了すると送信ノードは、再びフリートークンを生成して、次のノードに送信権を渡す。トークンが生成された後の巡回間隔は、各ノードにおける中継遅延、伝送路の伝送遅延、送信要求の発生頻度と送信パケット長などで決められる。従って、リングへのアクセスタイミングは非同期となる。

このトークンパッシング方式では、可変長のパケット伝送が可能であるが、後述のように、時分割多重フレーム長が通信効率に影響を与えるものと考えられる。

〔障害の検出と回復〕

一般にトークンパッシング方式においては、伝送誤りやノードの障害などにより、有効な形式のトークンが消失したりフレームが永続的に巡回するなどの異常状態が発生すると、アクセスアルゴリズムが機能しなくなる。ＩＳＯトークンリング（Single-token動作）やＦＤＤＩ（Fiber Optic Distributed Digital Interface）のアーリートークンリリース方式（Multiple-token動作）のリングでは、このような異常状態の検出と回復にタイマ（ＩＳＯトークンリングでは７種）が用いられる〔ISO-7、ANSI-87〕。これらのタイマ値は、リングの信号伝搬遅延、接続されているノード数と中継遅延、トークン獲得後に送信できるパケット長などのパラメータから決められる。しかし、これらの値はシステムの規模により最小値が異なるので、多くはデフォルト値が採用される。リングが動作中にこれらのタイマの一つ（有効伝送タイマ：TVX）がオーバーフローすると、監視ノードはリングを再初期化するために特別なフレーム（パージMACフレーム）を連続的に送信し、これがリングを一巡して自ノードに戻ってくるのを確認してトークンを発行し、アクセス制御アルゴ

リズムが機能する正常な状態に回復する。トークンリングでは、複数のノードがリング監視機能を代行できる分散制御方式を採用していることもあり、待機監視ノードが障害を検出してリングを初期化し、トークンを再発行してアクセス制御アルゴリズムが正常に機能する状態に回復するまでのアルゴリズムがかなり複雑であり、また回復に時間がかかる。特にバックボーンLANでは、障害の検出と回復機構の単純化と、回復時間の短縮とを図る必要がある。

〔 2 〕 領域を分割する場合

パケット交換に割当てられたチャネルを、ある大きさ、例えば空き状態を表示するアクセスキー（K）を持った固定長のパケット交換用スロット（ PS_i , $i=1\sim n$ 、以下ではスロットと略称する）に分割する。これにより図3.2(b)のように複数の空きスロットが周期的に高速リングに沿って回転している状態を作り出す。このスロットを用いてデータ（パケット）を送信するアクセス制御法として、次の二通りの方法が考えられる。

（ 1 ） 各スロットを独立したデータリンクとして扱う

これは、一般に スロットリングと呼ばれるスロット割当て法で、Cambridge Ringに採用されている空きスロットアクセス法がこの代表例である[BLAIR-82]。Cambridge Ringでは、1スロットが38ビットの“Mini-packet”からなり、2オクテットのデータを送信する。このLANは、Mini-packetごとに宛先アドレスを持つので任意の端末の間で同時に通信ができるが、伝送フレームにおけるデータ伝送効率が低いという欠点がある。また、各送信ノードではLLC

（Logical link Control）副層の送信データが長いときに、これをMini-packetに細分して送ることになり個々のMini-packetの送信開始待ち時間は短くなる。しかし、受信ノードでは、他ノードからのMini-packetを並列受信することになるため、各論理チャネル対応の

受信バッファを用意し、LLCデータを組み立てる並列動作が必要となり、LANインタフェースが複雑となる。以上のように空きスロットアクセス法は、バックボーンLANとして適用上の問題が多い。

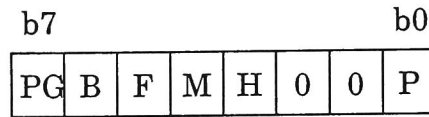
(2) スロットを連結して使用する

そこで、本章ではパケット交換領域を分割したスロットを 図3.2 (c) のように連結して使用して、可変長の伝送フレーム(パケット)を構成することにより、データ伝送効率を向上させている。送信権の獲得制御としては、3.4 で述べるスロット化トークンパッシング方式を提案している。

3.4 パケット交換のアクセス制御アルゴリズム

3.4.1 アクセス制御

バックボーンLANの各ノード(RAE)では、図3.3 に示すアクセスキー(K)フィールドをパケット交換用スロットの捕捉および解放の制御に用いる。ここには、「送信可(F)」、「使用中(B)」、「パージ: purge (PG)」の3種のアクセス制御フラグを定義している。 $\overline{PG} \cdot \overline{B} \cdot \overline{F} = 1$ のとき、そのスロットが「中立(N)」状態にあることを示す。Fは、トークンの役割を果たし、これを受信したノードが送信権を獲得することができる。送信パケットが長い場合には、図3.2(c) のようにパケット交換チャネル中の連続する複数のスロットを連結して使用する。以下に図3.4 を用いてスロット化トークンパッシング方式のアクセス制御アルゴリズムを示す。



PG : Purge
 B : Busy
 F : Ready to send (Free)
 M : More data mark
 H : Header
 P : Parity bit (Even parity)

Fig. 3.3 Access key field (K).

[1] 送信動作

- (1) RMEの管理により唯一のアクセスキー(K)が送信可(F)となり、他のスロットのKは中立(N)状態で、高速リングの伝送路上を周回する(①)。
- (2) 送信データを有する送信ノードは、Fフラグを受信するとこれを使用中(B)に変え(②)、これ以降のスロットを連続して使用してデータを送信する。このとき、引続きデータ伝送に使用するスロットのKの中立(N)状態もBに変更する(③)。
- (3) あるスロットでデータ送信を完了したら、その直後のKを送信可(F)にし(④)、その後データ伝送に使用したスロットがリングを一巡して、送信ノードに戻ってきたときにBを中立状態(N)に戻す(⑧、⑨)。

[2] 受信動作

受信ノードでは、Kフィールド中にパケットヘッダが立ち(H = 1)、使用中(B = 1)で、宛先アドレス(DA)が自ノードに一致したとき

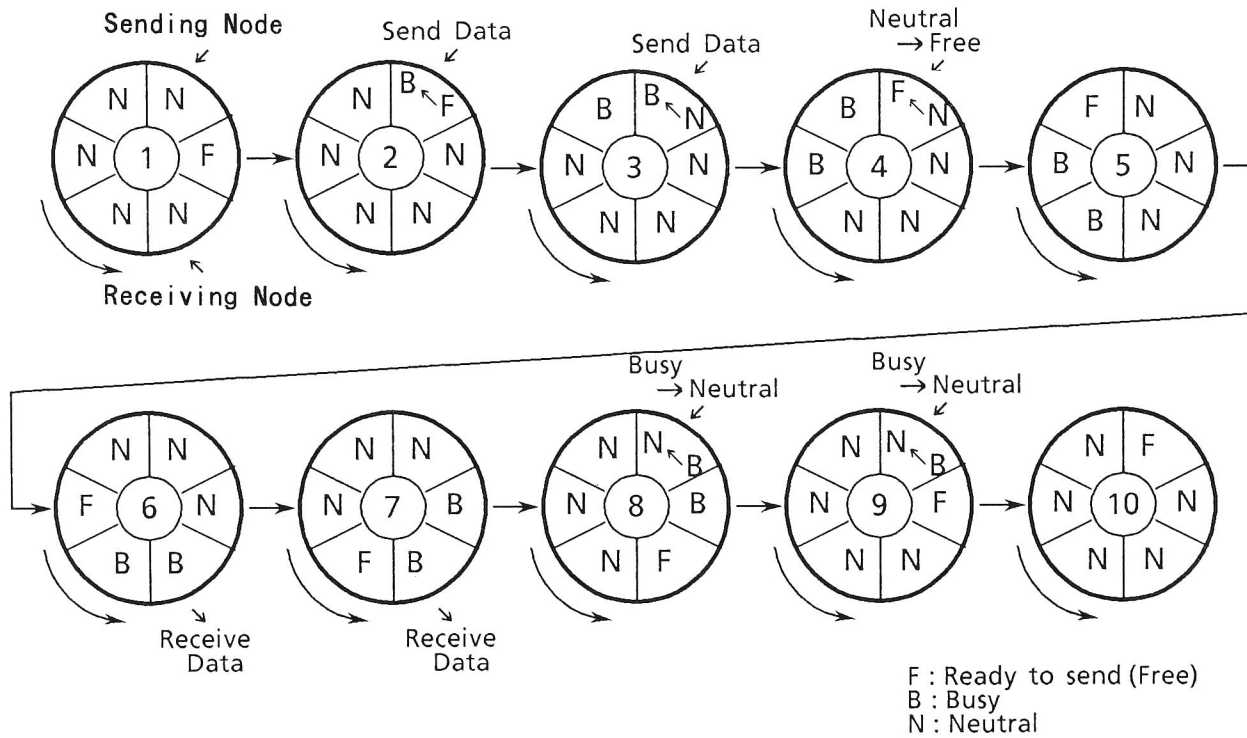


Fig.3.4 Access algorithm of Slotted Token-passing.

に、フレームの受信動作を開始する。モアデータ表示が $M = 1$ の間そのスロットからデータを取込み、 $M = 0$ となったとき、そのスロットでデータ転送が終了することを示すので、FCS (Frame Check Sequence) による誤り検出を行う。

3.4.2 応答制御

送信フレームに対する受信ノードからの応答は、正常受信 (ACK)、バッファビジー (NR)、誤り検出 (E) を用いて行われる。これらは、送信フレーム末尾に設けられたレスポンス (RS) フィールドに設定されもので、送信ノードは、最後の送信スロットを監視することにより、転送が正常に完了したか知ることができる。

そのフレームの順序制御と FCS エラーとが、誤り検出 (E) の対象となる。応答が無応答か E 応答の場合には、新規の送信データに先立ち再送を行う。

3.4.3 リング動作の監視制御

提案したスロット化トークンパッシング方式も、他のトークンパッシング方式と同様に、唯一の送信権がリング上に存在していることを保証し、また永久周回している送信フレームを検出し除去しなければならない。RME におけるアクセスキー (K) の管理シーケンスを図 3.5 に示す。管理シーケンスには、次の 3 種の状態がある。

(1) 中立状態 (N_i , $i = 1, \dots, n$)

1 個の F に引続き $(n - 1)$ 個の N が RME を通過している状態である。 n は時分割多重フレーム中のスロット数で、状態 N_n のときの入力 は F または B である。ただし、伝送路が長くリング上に q 個のフレームが存在するときには、図 3.5 中の n は $q \cdot n$ に置き換える。

(2) ビジー状態 (B_j , $j = 1, \dots, m$)

スロットを連結してパケットを送出している状態で、送信に使用できる最大スロット長は m 個である。

(3) パージ状態 (PG_i , $i = 1, \dots, n$)

RME がリングを初期状態にするために、PGフラグを循環させている状態である。

RMEは、通過するスロット毎に自己の状態(N_i 、 B_j 、 PG_i)と受信したアクセスキー(K)のフラグ(F 、 N 、 B)を比較監視し、 F の複数発生などにより N_i および B_j で期待しない K を検出すると、PGを出力する。送受信中のRAEは、PGを受信するとそのパケットを放棄する。RMEは、PGが戻ってくるとFを出力して、リングを図3.4①の初期状態にする。

スロット化トークンパッシング方式では、系が安定に動作していれば状態は点線内を遷移する。このように、複数のタイマを用いて異常を検出し、次いで特別なMACフレームを巡回させることによってリングを初期化してトークンを再生するISOトークンリングに比べて、この提案方式では異常の検出と回復のシーケンスが単純である。

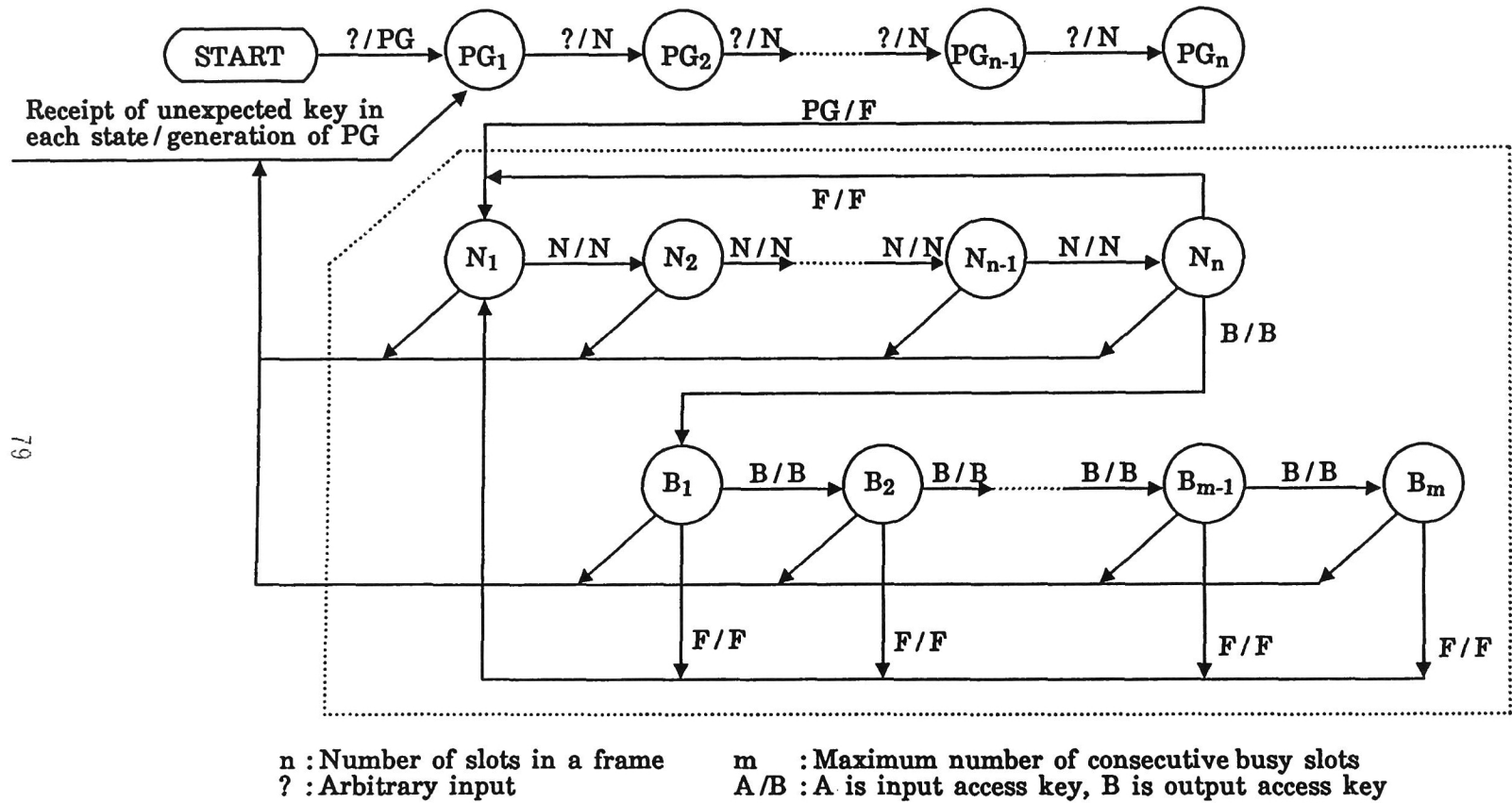


Fig. 3.5 Management sequence of access key (K).

3. 5 スロット化トークンパッシング方式の性能評価式の導出

ここでは、3. 4で提案したスロット化トークンパッシング方式とISOトークンリングを、それぞれ時分割多重リングに適用する場合について、通信性能を比較評価する。両方式の主な特徴を表3. 1に示した。本節では、データ転送性能に注目して比較評価するために、両方式ともリング上に固定長の時分割多重フレーム L_f を構成しているものとする。また、スロット化トークンパッシング方式では、CH1からCH5までのすべてのチャンネルがパケット交換に使われるものと仮定する。ISOトークンリングでは、時分割多重フレームのフレームヘッダ (FH) を除くすべてのチャンネルをフレーム形式とトークン形式で使用すると仮定する。

送信データの平均転送時間 t_f を求めるための計算式として、W. Bux による次式を利用する [Bux-81]。

$$t_f = \frac{\lambda E[T_p^2] + \tau(1 - \lambda E[T_p]/s)}{2(1 - \lambda E[T_p])} + E[T_p] + \frac{\tau}{2} \quad (3-1)$$

λ : データ到着率

T_p : サービス時間 (送信権 (Fフラグまたはトークン) を獲得してからパケットを送信し、これを放棄するまでの時間)

$E[T_p]$: サービス時間の1次モーメント

$E[T_p^2]$: サービス時間の2次モーメント

τ : 信号のリング一巡遅延時間

s : ノードの台数

式(3.1)は、単一サーバ (トークンなどの送信権) が複数の窓口

Table 3.1 Methodological comparison of Slotted
Token-passing and ISO Token ring

項 目	Proposed scheme	ISO 8802.5 token ring
Frame format		
The right to transmit	Indicated in the access key (K)	Distinguish the right from AC. (Free token / Busy token)
Release timing of the right	Just after sending of the packet	After receipt of the sent packet
Priority processing	none	exist
Response (RS)	Attached to the last slot of packet	Attached to the trailer of packet
Access timing	Synchronize to the slots	Asynchronous

(ノード)に発生する呼を巡回してサービスする多重待ち行列であるとモデル化して、平均転送時間を求めたものである。ここでは、時分割多重リングは、すべてのノードで平均値入のポアソン分布に従う量のトラヒックが発生する対称的な待ち行列であると考え、また、その待ち行列の長さに制限はなく、送信権が到着したときに、待ちパケットが全て無くなるまで送信する全処理方式であると仮定している。なお、パケットの再送は、考慮していない。

次に、式(3-1)をもとにスロット化トークンパッシング方式と I S O トークンリング方式の平均転送時間 t_f を求める計算式を導出する。以下において送信パケット長は、平均 $1/\alpha$ の指数分布に従うと仮定する。

3.5.1 提案方式(スロット化トークンパッシング方式)

提案方式では、固定長のスロット L_l を伝送の単位としているので、 T_F は次のようになる。

$$T_p = \begin{cases} L_l/v & : L_p + L_h \leq (L_l - L_k) \text{ のとき} \\ 2L_l/v & : L_p + L_h \leq 2(L_l - L_k) \text{ のとき} \\ \dots & : \dots\dots\dots \\ nL_l/v & : L_p + L_h \leq n(L_l - L_k) \text{ のとき} \end{cases} \quad (3-2)$$

L_h : 送信パケットヘッダ長+トレイラ長 (bit)

L_k : アクセスキーフィールドの長さ (bit)

L_l : パケット交換領域のスロット長 (bit)

L_p : パケット長 (bit)

v : リングの実効伝送速度 (bit/sec)

ここに実効伝送速度 v は、時分割多重フレームから FH、PFH などのヘッダを除去したもので、

$$v = (L_f - L_c) V / L_f$$

で与えられる。Vはリングの伝送速度である。

L_f : 時分割多重フレーム長 (bit)

式(3-2)より、 $E[T_p]$ および $E[T_p^2]$ は、次のようになる。

$$E[T_p] = \frac{L_f}{v} \left[1 + \frac{e^{-\alpha(L_f - L_c - L_h)}}{1 - e^{-\alpha(L_f - L_h)}} \right] \quad (3-3)$$

$$E[T_p^2] = \left(\frac{L_f}{v} \right)^2 \left[1 - \frac{e^{-\alpha(L_f - L_c - L_h)} \{ e^{-\alpha(L_f - L_h)} - 3 \}}{\{ 1 - e^{-\alpha(L_f - L_h)} \}^2} \right] \quad (3-4)$$

(3-3)、(3-4)式の導出を付録3-1に示す。

この方式では、リングの一巡遅延時間 τ を時分割多重フレーム周期 T_f の整数倍とする必要があるので、信号のリング一巡遅延時間 τ は、次式のようにになる。

$$T_f = L_f / V$$

$$\tau = \{ 1 + \lfloor s(a/V + b \cdot r) / T_f \rfloor \} \times T_f \quad (3-5)$$

$\lfloor \cdot \rfloor$ は、少数点以下の値の切り捨てを示す。

a : ノード内の遅延 (bit)

b : 伝送路の遅延 (sec/km)

r : ノード間の伝送路長 (km)

式(3-3)、(3-4)、(3-5)を式(3-1)に代入することにより、平均転送時間 t_f が求められる。

3.5.2 ISOトークンリング

ISOトークンリングのアクセス法では、送信ノードは、送信し

たフレームを自分で受信するまで送信権（トークン）を解放しない。
 そのため、パケット送信時間（送信パケット長／実効伝送速度 v ）
 がリング一巡遅延時間 τ より短い場合には、 T_p は τ となる。この
 点を配慮すると、 T_p は次の式で表わせる。

$$T_p = \begin{cases} (L_p + L_d + L_h)/v & : (L_p + L_d + L_h)/v > \tau \\ \tau & : (L_p + L_d + L_h)/v \leq \tau \end{cases} \quad (3-6)$$

L_d : トークン形式の信号長 (bit)

式 (3-6) において、 $(L_p + L_d + L_h)/v$ は送信パケットの伝送時間
 (sec) に相当する。この式から $E[T_p]$ および $E[T_p^2]$ は、次式で与え
 られる。

$$E[T_p] = \frac{1}{\alpha v} e^{-\alpha(\tau v - L_h - L_d)} + \tau \quad (3-7)$$

$$E[T_p^2] = 2(E[T_p] - \tau) \left(\frac{1}{\alpha v} + \tau \right) + \tau^2 \quad (3-8)$$

また、伝送路については、同様に固定長のフレームが設定されて
 いるので、式 (3-5) の制限をうける。式 (3-1)、(3-5)、(3-7)、(3-8)
 から ISO トークンリングの平均転送時間 t_f が求まる。

3. 6 転送性能の評価

3.6.1 評価パラメータ

3.5 で導出した計算式に基づいて、両方式の平均転送時間を求め
 る。使用したパラメータを以下に示す。

(1) 両方式に共通なパラメータ

・伝送路の信号伝搬遅延 (b) 5 μ sec/km

- ・ ノード内の遅延 (α) 8 bit
- ・ 伝送路長 (r) ノード間 : 1 km
- ・ 時分割フレーム長 (L_f) 501 Byte

(2) スロット化トークンパッシング方式のパラメータ

- ・ フレーム制御領域 (L_c) 21 Byte
- 各チャネル (CH) は、96 バイトのデータ容量を持つ。
- ・ スロット長 (L_i) 16 Byte
- ・ アクセスキーの長さ (L_k) 1 Byte

(3) ISO トークンリングのパラメータ

- ・ トークン形式の長さ (L_d)、またはフレーム形式のフレーム開始シーケンス (SD, AC) + フレーム制御 (FC) 長 (L_d) 3 Byte
- ・ 送信パケット (フレーム) のヘッダ長 (L_h): アドレス (DA, SA) + トレイラ (FCS) およびフレーム終了シーケンス (ED, RS) 10 Bytes

[シミュレーション]

数値解析結果を確認するため、リングにおける事象の発生と処理に着目して離散事象型シミュレーション [ALAN-86] によるシミュレータを C 言語で作成した。W. Bux の式 (3-1) では、トークンやパケットのノード間の歩行時間が一定な対称モデルを用いている。一方、このシミュレーションにおいては、ノード間の歩行時間 $w_1 (= \alpha / v + b \cdot r)$ と、RME におけるフレーム化のための歩行時間 $w_2 (= T_f - s \cdot w_1)$ とを考慮して、事象毎に発生時刻から送信完了までのシステム内の遅延時間を求めた。

シミュレーションプログラムは、事象の流れに注目して設計し、図 3.6 のように、初期化処理、スケジューラ、メッセージ発生処理、トークン到着処理、メッセージ送信処理のモジュールから構成されている。各処理モジュールからスケジューラにメッセージ発生、トークン到着、メッセージ送信完了などの事象が通知されると、スケ

ジューラは、これらの通知された事象の中から時刻の一番小さいものを取り出して、該当する処理モジュールに渡すことにより、シミュレーションが進行する。これらのモジュールの機能を以下にまとめる。

a. 初期化処理モジュール

- ・ テーブル類の初期化および各ノードにおける最初のメッセージ発生事象の生成を行い、スケジューラに通知する。
- ・ 最初のトークン到着事象を生成してスケジューラに通知する。

b. スケジューラ

- ・ 保留している事象の中で発生時刻の一番小さいものを取り出し、c. 以下の処理モジュールに渡す。また、シミュレーション時刻を取りだした事象の時刻に進める。
- ・ 処理モジュールより通知された事象を受け取り、すでに受け取った事象の中で時刻順に並べる。

c. メッセージ発生処理モジュール

- ・ 乱数によりメッセージの長さを決定する（指数分布）。
- ・ ヘッダなどのオーバヘッドを考慮して、メッセージ送信に必要なスロット数を決める。
- ・ 発生したメッセージを当該ノードの送信待ち行列に入れる。
- ・ 次のメッセージの発生間隔を決め（メッセージの到着はポアソン分布に従う）、そのメッセージ発生事象を作成してスケジューラに通知する。

d. メッセージ送信処理モジュール

- ・ 当該ノードの送信メッセージ待ち行列にメッセージがあれば、送信処理を行う。すなわち、その送信待ち行列からメッセージを取りだし、送信に必要なスロット数から送信時間を求め、送信完了事象を作成して、スケジューラに通知する。

e. トークン到着処理モジュール

- ・ 当該ノードの送信待ち行列が空きの時には、次のノードに対するトークン到着事象を作成してスケジューラに通知する。

提案方式に対するシミュレーション結果を、以下の図3.7～図3.9に○印で示した。この結果は、数値計算の結果とよく一致している。

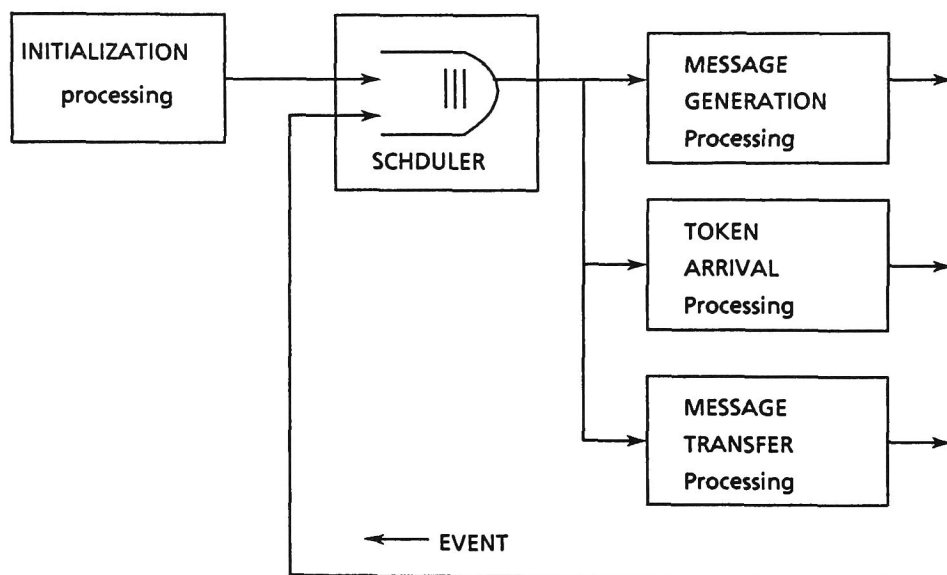


Fig. 3.6 Event flow in the simulation program.

3.6.2 基本性能

図3.7 は、ノード数をパラメータとして、パケット到着率 λ と平均転送時間 t_f との関係を示す。また、ノード数の増加に対する t_f の関係を図3.8 に示す。いずれも、平均パケット長 L_p は、256 Byte の場合である。この方式では、回線交換サービスに対する等時性を保つために、時分割多重リングの論理的な伝送路長を $n L_f$ ($n = 1, 2, \dots$)とする必要がある。従って、ノード数が増加して、ノード内部遅延の総和と伝送遅延が大きくなり、リング一巡遅延時間 τ が増加して、式(3-5)により伝送遅延時間が T_f の整数倍を越え

るたびに、平均転送時間 t_f は、図3-8 のように階段状に増加する。

I S Oトークンリングの場合には、送信ノードでは、送信パケットを受信するまで送信権を確保しているため、サービス時間 T_p はリング一巡遅延時間 τ の影響を強く受ける(式(3-6))。これに対して本提案方式では、伝送遅延による影響も比較的小さい。これは、本方式のアルゴリズムでは、3.4.1 に示したようにパケットを伝送路に送出直後に送信権(F)を解放するために、 T_p は τ の影響を受けないことによる(式(3-2))。従ってパケット到着率が低いときには、 t_f の変化は階段状になるだけで、ノード数の増加やネットワーク

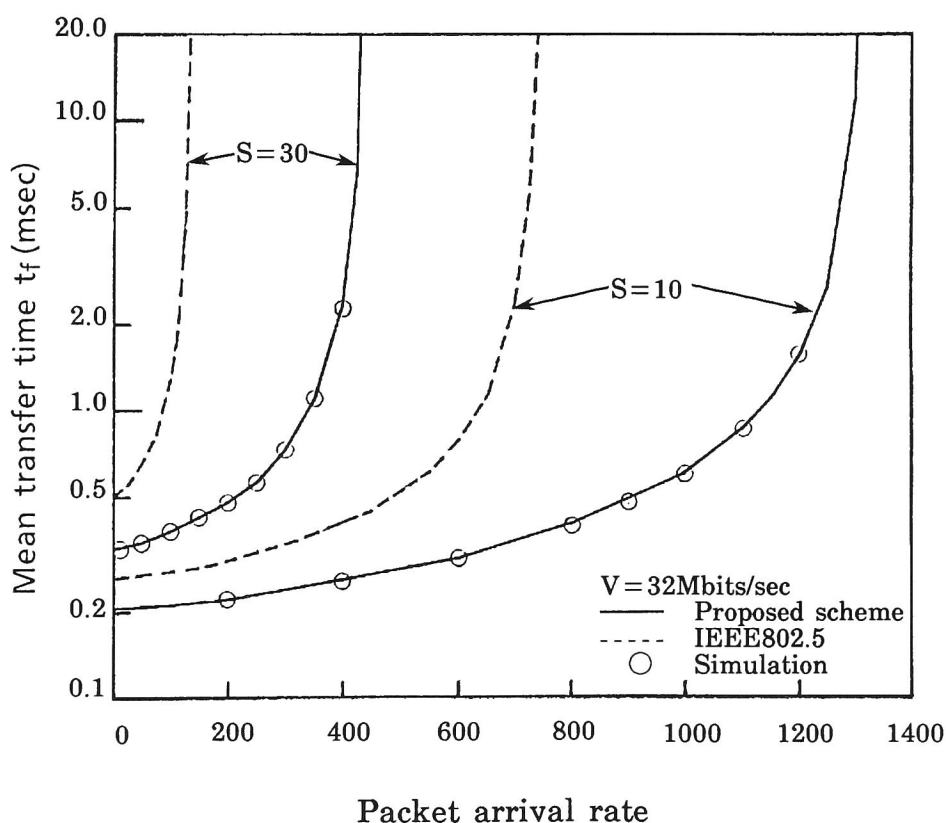


Fig. 3.7 Mean transfer time vs. packet arrival rate.

に課せられるトラヒックの影響をあまり受けない。

図3.7 において、ノード数 $s=10$ は時分割多重フレーム周期が $125\mu\text{sec}$ の場合、また $s=30$ は $250\mu\text{sec}$ の場合であるが、平均転送時間 $t_f=1\text{msec}$ に注目すると、 $s=30$ のシステム規模のとき、提案したスロット化トークンパッシング方式の packets 到着率 λ_s とトークンリング方式の packets 到着率 λ_r の比 (λ_s/λ_r) は約 4 である。また、 $s=10$ のときには、 $\lambda_s/\lambda_r \approx 1.8$ である。これらから、本提案方式は、ISO トークンリングを時分割多重フレームに適用する方式より転送時間が短かく、高トラヒックに対して耐性がありスループットが大きいことが分かる。

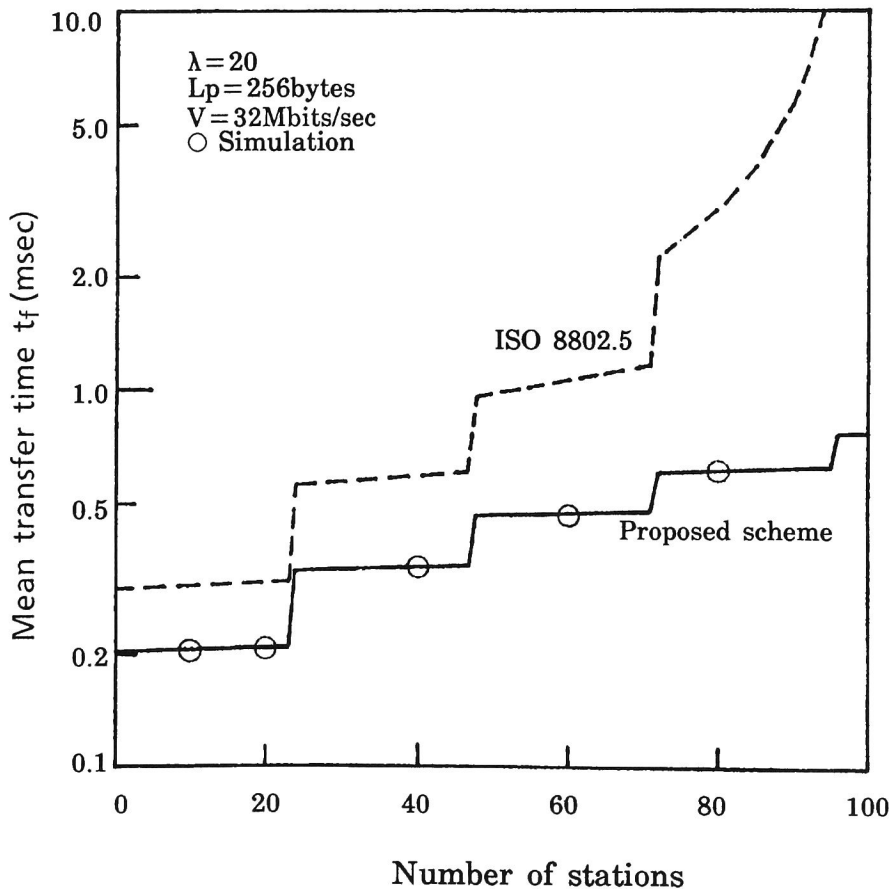


Fig. 3.8 Mean transfer time vs. number of stations.

3.6.3 パケット長の影響

平均パケット長 L_p をパラメータとして、パケット到着率 λ と平均転送時間 t_f の関係を図3.9 に示す。また図3.10 は、ISO トーキングリングの t_f を1としたときの提案方式の t_f を、ノード数、すなわちリング一巡遅延が異なる場合について示している。これからパケット到着率 λ が小さく、数百バイト程度のパケット長のときには、本提案方式が有利であるが、パケットが長くなるに従い、両方式の差が小さくなることが分かる。特に、パケット到着率 λ が低

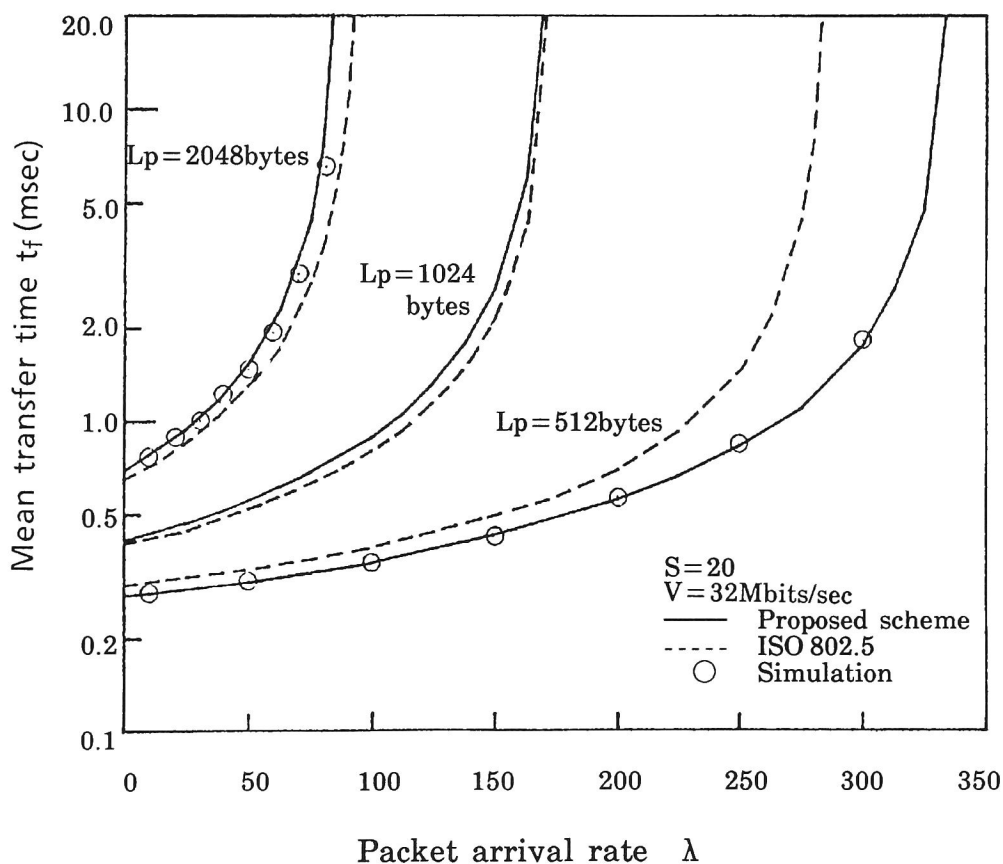


Fig. 3.9 Mean transfer time vs. packet arrival rate.

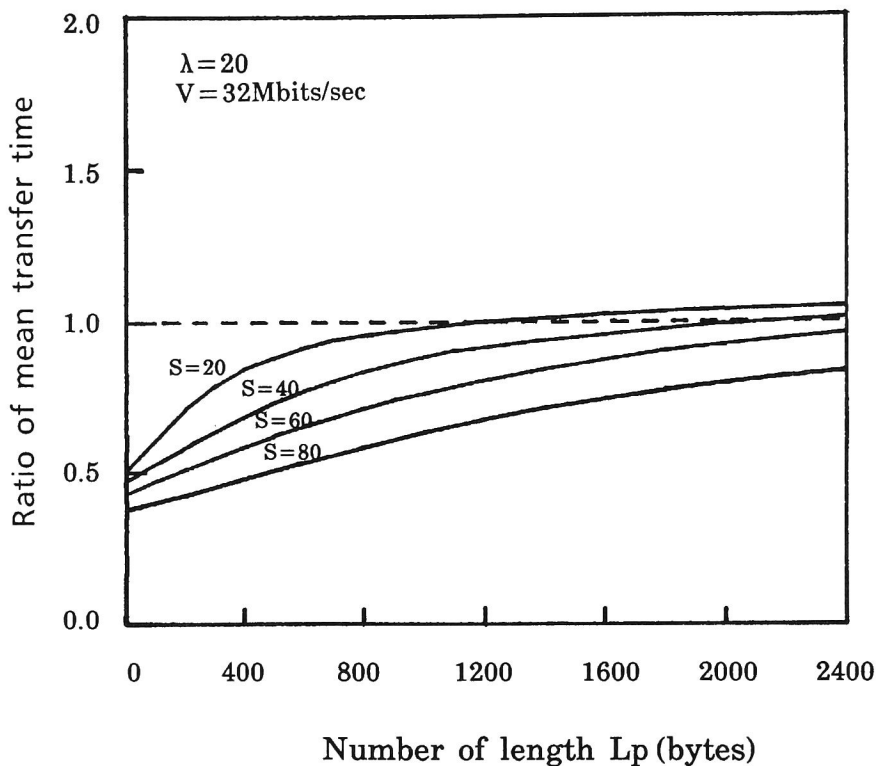


Fig. 3.10 Ratio of mean transfer time vs. mean packet length.

く、パケット長が短い場合（図3.10 では約 1200バイト以下）では、ノード数が多くリング一巡遅延が大きいほど、提案したスロット化トークンパッシング方式は、ISOトークンリングに比較して平均転送時間 t_f の短縮効果は大きいことが分る。また図3.11 は、スロット長 L_l が平均転送時間 t_f に与える影響を示す。パケットが長いときには、スロット長 L_l を大きくする程 t_f が小さくなる。しかし、スロット長が、3.6.1 で評価パラメータとして用いた16バイト以上あれば、スロット長による影響はほとんどない。

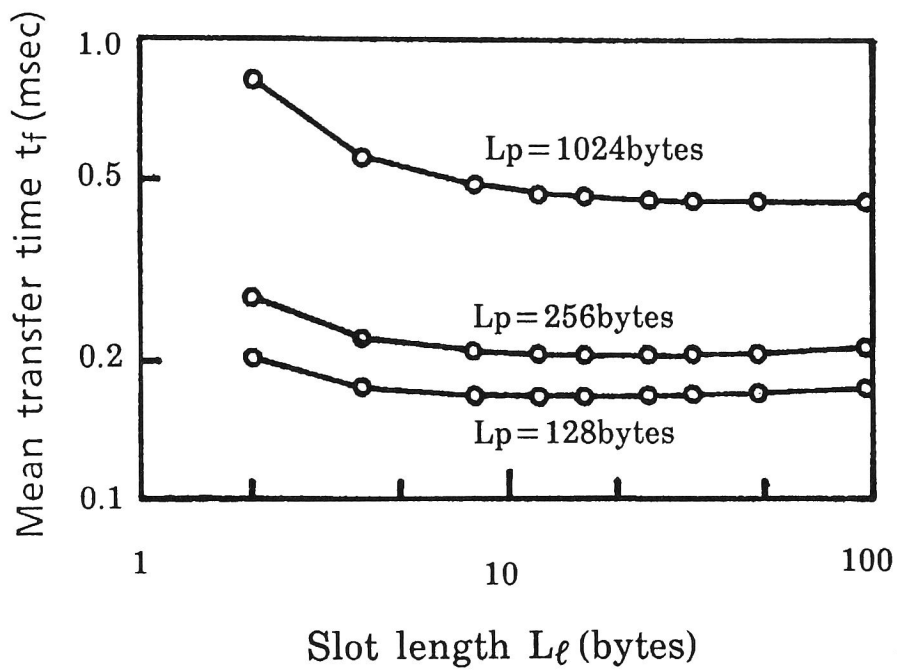


Fig. 3.11 Mean transfer time vs. slot length.

3. 7 結 言

本章では、構内に展開された CSMA/CD バス型 LAN や固定割当て TDMA 方式の中速リングなどを、バックボーン LAN となる高速リングにより相互接続して階層型 LAN を構築した “MELNET” のアクセス制御方式について述べた。高速リングには、一定周期で回転する時分割多重フレームを適用し、回線交換機能とパケット交換機能を同一リング上に統合して、マルチメディア通信ネットワークを実現することをねらった。

まず、時分割多重フレームを構成するパケット交換領域の使用法に注目して、このパケット交換機能として適用可能なアクセス制御方式とその問題点について検討した。次いで、時分割多重リングにおいて伝送効率の高いパケット交換を実現するアクセス制御方式として、スロット化トークンパッシング方式について、そのアルゴリズムを提案し、通信性能を検討した。

この方式では、時分割多重フレームをアクセスキーを有する固定長のスロットに分割することにより送信権（トークン）制御を容易にし、またスロットを連結して長パケットによる高スループット伝送を可能にすることをねらった。時分割フレームに ISO 8802/5 規格のトークンリング方式を適用する場合と、このスロット化トークンパッシング方式を適用する場合とを数値解析により比較し、提案方式のトラヒック上の優位性を明らかにした。

解析の結果、スロット化トークンパッシング方式は、ネットワーク負荷の変化、伝送路遅延の増大、高トラヒック時のパケットの平均転送時間などに対して、ISO 8802/5 トークンリングよりも優れた特性を示し、バックボーン LAN としての適合性を有していることが明らかとなった。

また、リング動作の監視制御について、提案方式では、フレーム

中のスロット数に等しい中立状態とパージ状態、およびノードがパケットの送信に連続的に使用できるスロット数に等しいビジー状態とを組み合わせる機構によって、異常状態の検出と回復動作が決定できることを示した。

以上の検討結果を採用した階層型LAN“MELNET”を開発して、1984年以来大規模事業所などの実フィールドに展開し、アクセス制御アルゴリズムなどが安定に機能することを確認した。最近、マルチメディアバックボーンLANに適用する高速なリングネットワークとして、回線接続機能とパケット交換機能からなるハイブリッド交換モードを提供するFDDI-IIの標準化がANSIで図られている。FDDI-IIの設計思想は、本章のバックボーンLANと基本的にはほぼ同様であるが、そこでパケット交換に採用されているアーリートークンリリース方式と、本章で提案したスロット化トークンパッシング方式とは類似な通信特性を示すものと考えられるが、この提案方式ではスロット同期を利用して送信権制御をしているので、十分安定な動作が得られている。特に、FDDI-IIの実フィールドにおける本格的な展開はこれからであり、本章の提案方式との総合比較は今後の課題である。

付録 3-1 スロット化トークンパッシング方式の

$E[T_p]$ と $E[T_p^2]$ の導出

1. n スロット要する確率 P_n

送信パケット長 x (確率変数) を平均 $1/\alpha$ の指数分布としたので、 x の確率密度関数 $f(x)$ は次のようになる。

$$f(x) = \alpha e^{-\alpha x} \quad (\text{A} \cdot 1)$$

従って、1 パケットを運ぶのに n スロット要する確率 P_n は、 $n \geq 2$ のとき次のようになる。

$$\begin{aligned} P_n &= \text{Prob} \{ (n-1)(L_l - L_k) - L_h \leq x < n(L_l - L_k) - L_h \} \\ &= \int_{(n-1)(L_l - L_k) - L_h}^{n(L_l - L_k) - L_h} f(x) dx \\ &= (1 - e^{-\alpha A}) e^{-\alpha \{(n-1)A - B\}} \end{aligned} \quad (\text{A} \cdot 2)$$

ここに、 $A = L_l - L_k$, $B = L_h$

また、 $n = 1$ のときには、

$$P_1 = \int_0^{(L_l - L_k) - L_h} f(x) dx = 1 - e^{-\alpha(A-B)} \quad (\text{A} \cdot 3)$$

2. サービス時間の 1 次モーメント $E[T_p]$

平均所要スロット数を m_1 とすると、(A・2)、(A・3) から次のように求まる。

$$\begin{aligned} m_1 &= \sum_{n=1}^{\infty} n P_n \\ &= 1 - e^{-\alpha(A-B)} + (1 - e^{-\alpha A}) \sum_{n=2}^{\infty} n e^{-\alpha \{(n-1)A - B\}} \\ &= 1 + \frac{e^{-\alpha(A-B)}}{1 - e^{-\alpha A}} \end{aligned}$$

従ってサービス時間の 1 次モーメント $E[T_p]$ は、

$$E[T_p] = \frac{L_t}{v} m_1 = \frac{L_t}{v} \left[1 + \frac{e^{-\alpha(A-B)}}{1-e^{-\alpha A}} \right] \quad (\text{A} \cdot 4)$$

となり式(3-3)を得る。

3. サービス時間の 2 次モーメント $E[T_p^2]$

所要スロット数の 2 次モーメントを m_2 とすると、

$$\begin{aligned} m_2 &= \sum_{n=1}^{\infty} n^2 P_n \\ &= 1 - e^{-\alpha(A-B)} + (1 - e^{-\alpha A}) e^{-\alpha B} C \end{aligned}$$

ここに、

$$C = \sum_{n=2}^{\infty} n^2 e^{-\alpha A(n-1)} = \frac{4e^{-\alpha A} - 3e^{-2\alpha A} + e^{-3\alpha A}}{(1 - e^{-\alpha A})^3}$$

である。従って m_2 は、

$$m_2 = 1 - e^{-\alpha(A-B)} \frac{e^{-\alpha A} - 3}{(1 - e^{-\alpha A})^2}$$

よって、サービス時間の 2 次モーメント $E[T_p^2]$ は、

$$\begin{aligned} E[T_p^2] &= \left(\frac{L_t}{v} \right)^2 m_2 \\ &= \left(\frac{L_t}{v} \right)^2 \left\{ 1 - \frac{e^{-\alpha(A-B)}(e^{-\alpha A} - 3)}{(1 - e^{-\alpha A})^2} \right\} \end{aligned} \quad (\text{A} \cdot 5)$$

となる。すなわち式(3-4)を得る。

第 4 章

階層構造を持つプロトコル変換方式

第4章 階層構造を持つプロトコル変換方式

4. 1 緒 言

構内におけるLANの普及にともない、地理的に離れたLANに接続された端末相互の間、あるいは資源の有効利用を促進するためにLANの中の端末と遠隔地のコンピュータの間で、広域ネットワークを経由して通信することが必要になる。異機種の端末間あるいはサブネットワーク間の相互接続を円滑にするために、ISOやCCITT（国際電信電話諮問委員会）を中心として通信プロトコルの標準化が推進され、7層からなるOSIプロトコル体系化が完了しつつある。しかし、現実には既存のシステムが採用している従来のプロトコル、あるいはSNAなどの業界標準プロトコルやTCP/IPなどの実用標準プロトコルも広範に利用されている。また要求される通信性能から、LANと広域パケット交換網ではプロトコル体系が異なる。

第4章では、このようにネットワークアーキテクチャの異なるサブネットワークや端末を相互接続するプロトコル変換技術について、LANと広域網との接続に視点をおいて検討する。LANの地理的な展開範囲を拡大するために、媒体アクセス制御（MAC）レベルでCSMA/CDをトークンリングプロトコルに変換するブリッジや、ネットワークレベルでプロトコル変換するルータあるいはネットワークレベルゲートウェイなどが、構内におけるLANの展開や、パケット交換網を経由したLANの相互接続を図るために、いろいろと検討されている〔BERNT-85, BACKE-88, MCQUI-89, SEIFE-87〕。しかし、これらのブリッジやルータの多くは、下位の特定プロトコ

ル間の変換を扱うものである。また一般に、変換対象となるプロトコルの階層が増えるに従って、プロトコル変換を実現する困難が大きくなる。プロトコル変換の機能向上の試みとして、松井、横山、寺田、山田等は、広域網とLANのネットワーク層以下をX.25に統一することにより、複数のプロトコル変換機能をゲートウェイに共存させるアーキテクチャを提案しているが、通信するコンピュータと端末の種別に対応して変換プロトコルを用意しており、基本的には特定の二者間のプロトコル変換の域を出ていない〔松井-88〕。

情報ネットワークにおけるシステム構成の多様性に柔軟に対応するためには、論理構造やプロトコルが異なる任意のネットワークアーキテクチャ間で整合を取るこのできる、汎用性が高いプロトコル変換の研究が求められる〔野口-86〕。

上述した背景から、本章では、任意のプロトコル間の相互通信を可能とする階層構造を持つプロトコル変換方式について提案し、その実現について述べた。

4.2では、プロトコル変換に対する基本的な要求事項を挙げ、またプロトコル変換方式の位置付けを明らかにするために、変換方式の分類とその特徴について考察した。4.3では、階層構造を持つプロトコル変換方式の論理構造と変換のスケジューリングについて提案した。次に、4.4では、この機構を実現するためのプロトコル構成や通信シーケンスを示した。ここでは、各種端末用のPAD機能と、無手順から郵政省推奨パーソナルコンピュータ通信方式（JUST-PC）への変換機能とを備えたプロトコル変換装置（PCE）の実装について示した。

4. 2 プロトコル変換とその分類

4.2.1 基本設計目標

プロトコル変換方式を検討する上で、図4.1 に示したように複数のサブネットワークからなるネットワーク環境を想定する。プロトコル変換装置（PCE）は、LANを含む構内網と広域網の間にあり、両者のアーキテクチャを整合するゲートウェイサーバとして位置付けられる。LANとしては、第3章 で検討の対象とした階層型LAN “MELNET” のバックボーンLANで、回線交換とパケット交換機能を提供するものを考える。汎用性が高いPCEを実現するために、プロトコル変換方式の検討に際して、先ず下記の基本的な設計目標を掲げた。

（１） ネットワークの種別に依存しない多様な接続ができること。

構内ネットワークとしては、リング型LANやバス型LANの他に、専用線によって直接PCEに接続される端末も対象とする。またPCEは、パケット交換網や公衆電話交換網の他に、高速ディジタル専用線、ISDN加入者線、あるいは企業内通信網など、各種の広域ネットワークに接続できるアクセスインタフェースを提供する。

中でもパケット交換網は、広域に分散した多くの相手端末とコネクションを確立して多重通信でき、LANの広域化の手段として融通性に優れていると考えられる。また公衆電話交換網は、パーソナルコンピュータ通信の普及に見られるように、手軽なデータ通信手段となる。PCEが実現するプロトコル変換により、通信可能な空間を広く提供できることが求められる。

（２） 相手端末の物理的な接続形態や位置を意識することなく、通信相手を指定し通信できること。

PCEは、通信相手が接続されているサブネットワークの識別番

号や通信速度、端末種別とプロトコルなどの端末属性情報を加入者テーブルにより管理する。また、サブネットワークの交換方式に合わせたアクセスインタフェースを提供する。このためアクセスインタフェースでは、番号体系の変換にとどまらず、例えば、調歩式無手順端末とパケット交換網との相互接続を可能にするためにPAD (packet assembly and disassembly) 機能、すなわちネットワーク層以下のプロトコル変換機能のみを提供することも必要となる。

(3) 利用者は、相手端末のプロトコルを意識することなく、通信相手を指定できること。

このために、相手端末との接続に必要なプロトコル変換機能の種別を自動的に判別する機構が必要である。実現にあたっては調歩式

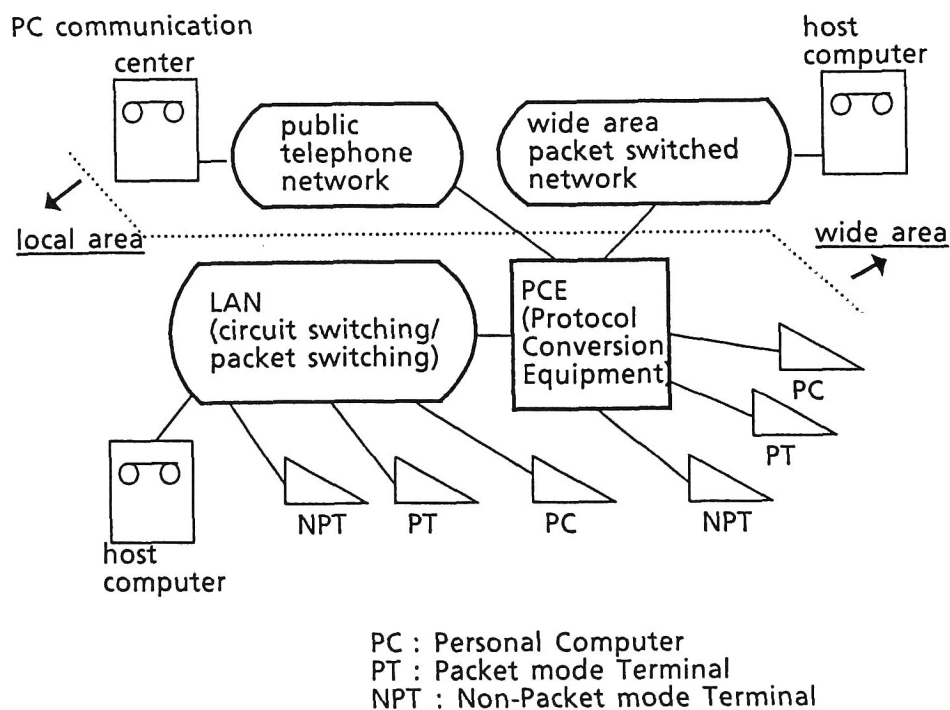


Fig. 4.1 Network interconnection by protocol conversion.

無手順、SDLC手順、CCITT勧告X.25 および郵政省告示JUS-T-PCなどのプロトコルの相互変換を対象とした。

また、プロトコル変換機能の追加などが容易に行われるように、拡張性に富み汎用的な構成・処理方式とすることが必要である。

4.2.2 プロトコル変換方式の分類

プロトコル変換方式の位置付けを明らかにするために、まず変換方式の分類とその特徴について以下の2点から考察する。

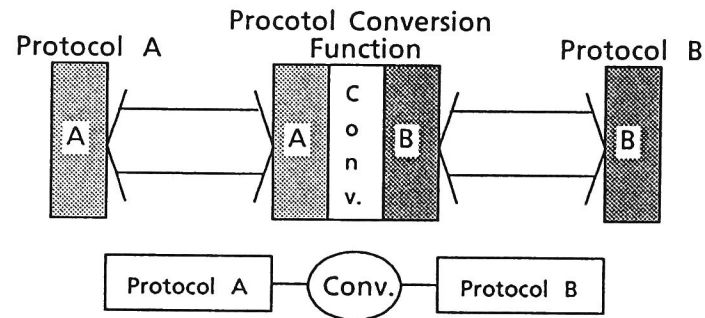
[1] 直接変換方式と間接変換方式(図4.2)

異なる論理構造を持つネットワークアーキテクチャの間でのプロトコル変換方式の一般的な分類として、接続対象のプロトコル毎に変換手順を定める直接変換方式と、システム全体で共通となる中間標準プロトコルを導入してこの間との変換のみを行う間接変換方式とがある[野口-86]。

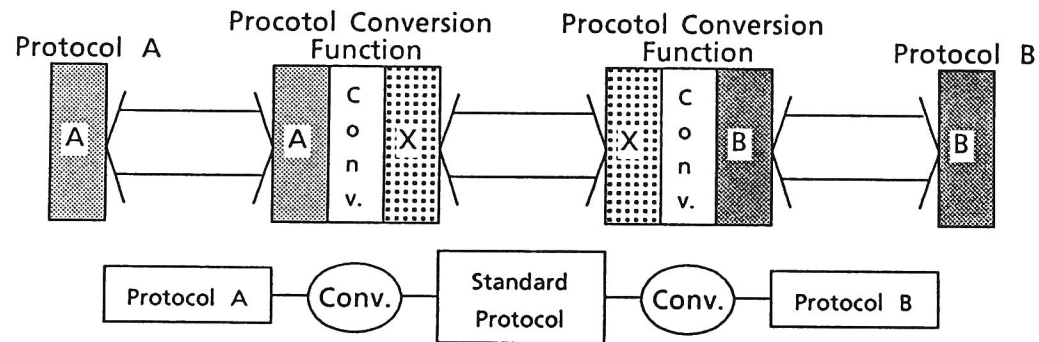
LANの拡張に対して広く活用されるようになったブリッジやルータでは、直接変換処理方式が用いられている。間接変換方式は、直接変換方式に比べて変換処理の効率が劣るものの、対象とするプロトコルの種類が増えても用意すべき変換機能の数が少なく済むという利点がある。つまり対象とするプロトコルが n 種類の場合に、これらの全ての組み合わせの接続を可能にするためには、直接変換方式では $n(n-1)/2$ 種類の変換機能が必要になるのに対して、間接変換方式では n 種類の変換機能を用意すればよい。

[2] 層群対応変換方式と最上位層変換方式(図4.3)

特に、階層型の論理構造を持つネットワークアーキテクチャに注目した場合の分類として、対応する機能層群ごとに変換を行う層群対応変換方式と、それぞれのネットワークアーキテクチャの変換対象範囲のプロトコル処理を独立に行っておき、最上位層またはユー



(a) Direct Conversion



(b) Indirect Conversion

Fig. 4.2 Classification of protocol conversion [1].

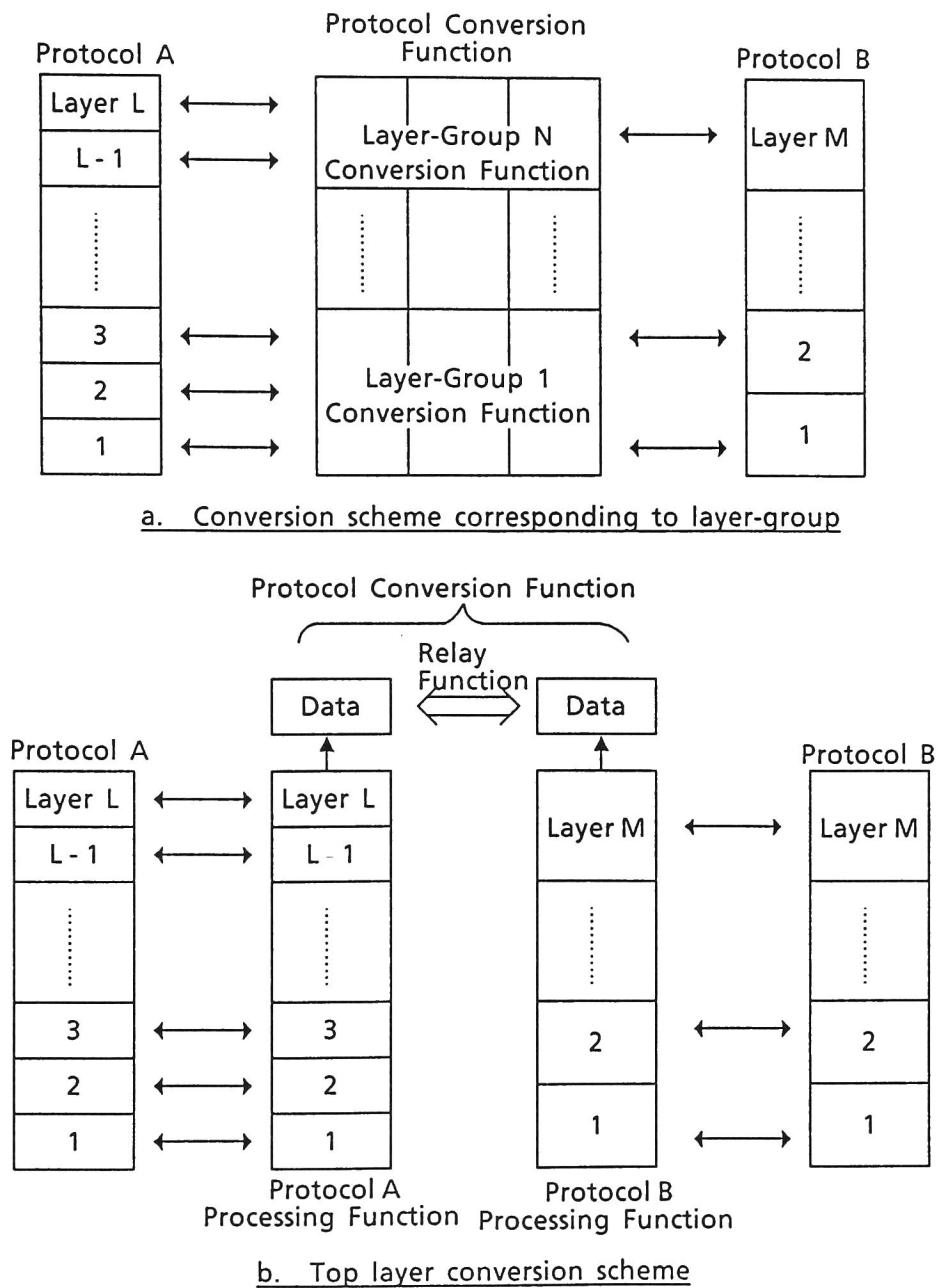


Fig.4.3 Classification of protocol conversion [2].

ザレベルで転送データの受渡しのみを行う最上位層変換方式とが考えられている〔北井-86〕。

層群対応変換方式は、各層におけるデータ転送以外のプロトコル制御情報までをマッピングする方式であり、変換対象のネットワークアーキテクチャの間で階層間に対応関係があれば、変換は比較的考えやすい。しかし、階層の区切り方が異なっていたり、各層の機能の対応が一致しない場合には、機能の対応関係が取れるように隣接する複数の層または副層を一まとめにする「階層の再定義」をしたうえで変換を行うことが必要である。この方式の特徴は、各層のプロトコルの動作をエンド-エンドに伝達できるので、プロトコル本来の機能を損なうことなく変換できることにある。

これに対して最上位層変換方式では、プロトコル変換機能の実現が容易である半面、各層でのプロトコル制御をエンド-エンドに行えず、またデータ転送の経路が長くなって変換効率が低下することが欠点である。

上述した〔1〕と〔2〕の分類方法は、それぞれ独立に扱うことができる。この組み合わせによる4種のプロトコル変換方式について、変換サービスの品質と変換機能の実現の容易性などから、方式選択の特徴を表4.1にまとめている。表中で、層群対応変換・間接変換方式の組合わせの時には、変換対象のプロトコル中に含まれる各種のプロトコル機能を十分に相手のプロトコル変換機能に伝達できる能力を持つ中間標準プロトコルが存在する場合は、◎(大変よい)であるが、さもなくば○(よい)という意味である。表4.1から、特に実行時にユーザに提供できるサービス品質の点からは、層群対応変換方式の方が望ましいことが分かる。

表 4. 1 プロトコル変換方式の特徴

項目 \ 変換方式		層群対応変換		最上位層変換	
		直 接	間 接	直 接	間 接
サービス 品質	変換処理の効率	◎	○	○	×
	プロトコル機能 の有効利用	◎	○／◎	×	×
変換機能の必要数		×	○	×	○
実現の容易性		×	×	○	○

◎：大変よい ○：よい ×：悪い

4. 3 階層構造を持つプロトコル変換方式

4.3.1 プロトコル変換の論理構造

4.2で述べた設計方針および表4.1で示したプロトコル変換方式の特徴を考慮して、階層型プロトコルに対する汎用的な変換方式として、機能の追加や変更に対して柔軟性が確保できる間接変換・層群対応変換方式を採用した。プロトコル変換の論理構造を図4.4に示す。

[1] 階層型プロトコル変換方式

表4.1に示したように、最上位層変換方式に比べてサービス品質に優れている層群対応変換方式を用いる。層群の構成としては、階層型プロトコル全体をOSI参照モデル[OSI-1]で定義されるネットワーク層以下のプロトコル群（以降では下位層と呼ぶ）と、トランスポート層以上のプロトコル群（以降、上位層と呼ぶ）との二つに分割する。

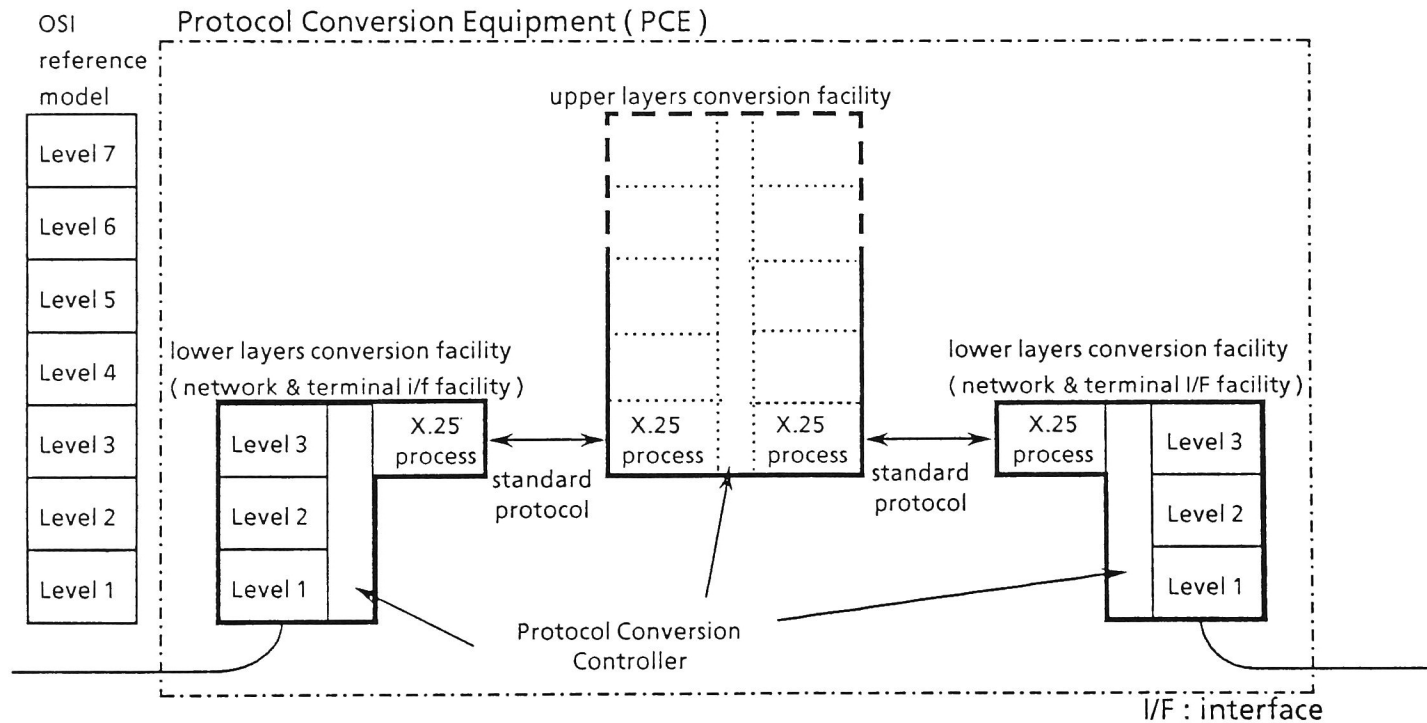


Fig. 4.4 Protocol conversion structure by indirect and layer-group conversion method.

ネットワークアーキテクチャの異なるサブネットワークにまたがってシステムを構築する場合には、サブネットワークの特性に強く依存する下位層のプロトコルは、原則としてプロトコル変換をする必要がある。これに対し、上位層のプロトコルは、元来エンド-エンドで処理されるプロトコルで通信網の特性に依存しないため、システムが複数のサブネットワークにまたがっていても、必ずしもプロトコル変換を必要としない。また、上位層のネットワークアーキテクチャは、アプリケーションに依存しているため、プロトコル変換が必要な場合でも、その変換機能はサブネットワークの特性とは独立に決定される。従って、いろいろな接続形態に応じてプロトコル変換サービスを提供するためには、サブネットワークや端末のインタフェース機能としての下位層の変換機能と、アプリケーションに依存する上位層の変換機能とを独立に選択して組み合わせる図4.5に示す階層型のプロトコル変換方式が現実的である。

〔 2 〕 中間標準プロトコル

下位層には、少ない変換モジュールで幅広いプロトコル変換サービスを提供できる間接変換方式を採用した。この場合に、プロトコル変換処理全体の実現のしやすさを考慮して、すべての変換機能間におけるプロトコル処理データの交換手順を統一するため、下位層をいったんプロトコル機能を伝達できる適切な中間標準プロトコルに変換する。ここでは、中間標準プロトコルとしてX.25パケットレベルプロトコル（PCEの装置内部の通信であるために第1層と第2層のプロトコルは存在しない）を採用した。この場合、下位3層を一つの層群として、階層の再定義をして、一括変換する。

中間標準プロトコルとしてX.25パケットレベルプロトコルを採用した理由は、以下の3点である。

(1) X.25パケットレベルプロトコルは、パケット交換網におけ

る標準プロトコルとして広く使用されており、また表4.2 に示すようにフロー制御、順序制御、送達確認など下位層の中間標準プロトコルとして十分な通信プロトコル機能を具備し〔CCITT-1, ISO-3〕、プロトコル変換における機能のマッピング条件を満たしている。

- (2) 設計目標に挙げた無手順、SDLC手順、ベーシック手順などに対するPAD機能から、X.25 パケットレベルプロトコルへの変換機能の実現が可能である。

表4.2 X.25レベル3のプロトコル機能

OSI 参照モデルで規定される 下位3層の機能	X.25レベル3 プロトコル
コネクションの確立	あり
コネクションの解放	あり
普通データの転送（送達確認）	あり
優先データの転送	あり
フロー制御	あり
コネクションの多重化・分流	多重化あり
順序制御	あり
データ単位の分割	あり
誤り検出・回復	あり
経路選択・中継	あり
リセット	あり
サービス機能の選択	あり

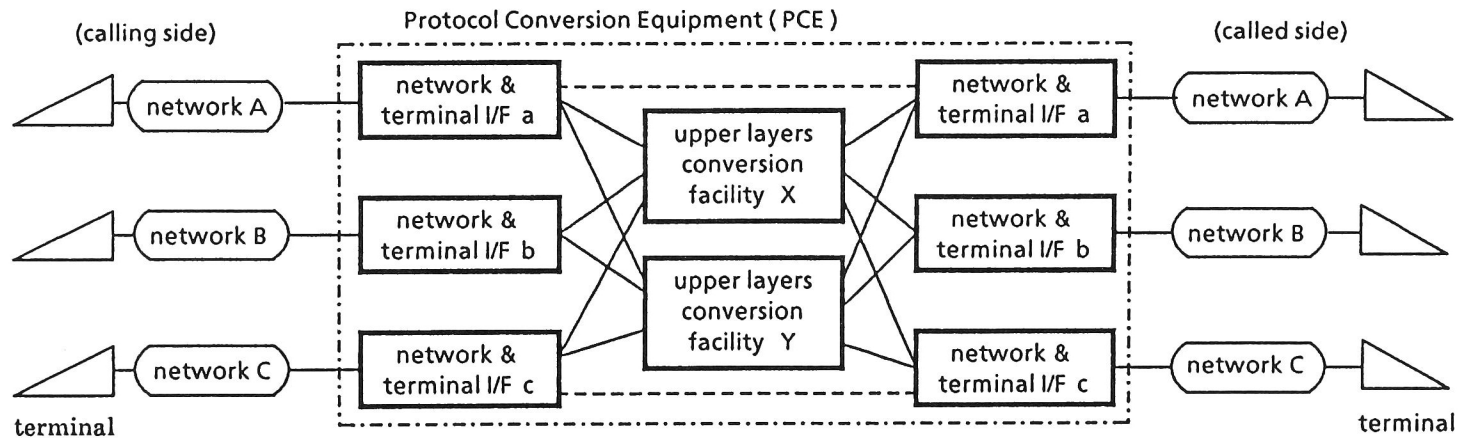


Fig. 4.5 Structure of hierarchical protocol conversion for multiple protocols

(3) X.25 パケットレベルプロトコルを標準としている LAN

“MELNET” および広域パケット交換網の X.25 インタフェースとの整合性がよい。

[3] 上位層の変換

上位層に対する O S I 参照モデルの標準化はほぼ完成しているが、既に様々な機能標準が制定されて使用されており、これらすべてに対応する中間標準プロトコルを定めることは現実的でない。また、アプリケーション層では複雑なプロトコル処理が要求されるため、処理効率に欠点をもつ間接変換方式は適さない。

この点を考慮して、上位層については中間標準プロトコルを用いなくて、変換対象の両プロトコル間で直接変換を行うことにした。この場合に、上位層に対する変換モジュールの数が増える可能性があるため、それらの変換機能を複数個組み合わせて間接的な変換を行うことにより、直接変換の機能が用意されていないプロトコル間の通信を可能としている。すなわち、プロトコル a、b、c において $a \rightarrow b$ 、 $b \rightarrow c$ の変換経路が用意されているときには、中間のプロトコル b を経由して $a \rightarrow c$ の変換を行うことができる、多段変換の機構を実現した。この多段変換方式の導入により、プロトコルの組み合わせの数だけ変換モジュールを必要とする直接変換方式の欠点を補うことができる。また、上位層の変換および多段変換においても、原則として層ごとに対応して変換することは避けて階層の再定義を行い、上位層全体を一括して変換している。

[4] 階層の再定義

ある機能のプロトコル変換に注目したとき、一般に変換相手のプロトコル中に同一あるいは類似の機能が存在しない場合には、変換を行うことができない。しかし、相手プロトコルの同一層内に対応

する機能がなくても、他層の中の類似の機能にマッピングすることによって、プロトコル変換を行える場合がある。従って、個々の層内に閉じてプロトコル変換を行うよりも、なるべく全体を比較してプロトコルの機能の対応付けを行うのがよい。これを階層の再定義と呼ぶ。本章では、X.28，SDLC，X.25DTEなどの下位3層を一つの層群として扱い、中間標準プロトコルとして選択したX.25パケットレベルプロトコルにプロトコル機能をマッピングして一括変換している。また、4.4.1で述べるJUST-PC上位層変換においても、セッション層およびトランスポート層を一つの層群として、パーソナルコンピュータ通信の制御機能要素（CFU：Control Function Unit）との間でプロトコルの機能の対応付けを行っている。

4.3.2 プロトコル変換スケジューリング

[1] スケジューリングの手順

4.2.1で述べた基本設計目標を踏まえて、4.3.1で述べた論理構造をもつプロトコル変換機能を実現するためには、利用者からの接続要求ごとに必要なプロトコル変換機能を判別し、動的にそれらの変換機能を割り当てて、実行する機構が必要である。図4.6にこのためのプロトコル変換スケジューリングの手順を示す。変換の中核となるプロトコル変換スケジューラは、異なったプロトコルを有する端末間で通信を可能とするために、変換モジュールの接続経路選択および変換機能の選択と実行を管理する。

プロトコル変換スケジューリングの処理手順を以下に示す。

- ① 端末装置Aから端末装置Bへの接続要求を受けた発呼側の網・端末インタフェース機能Aは、発呼端末アドレスと着呼端末アドレスとの情報を含む問合せパケット（INQ）を変換スケジューラに転送する。

ここに、端末インタフェース機能には、その端末に対応した下位

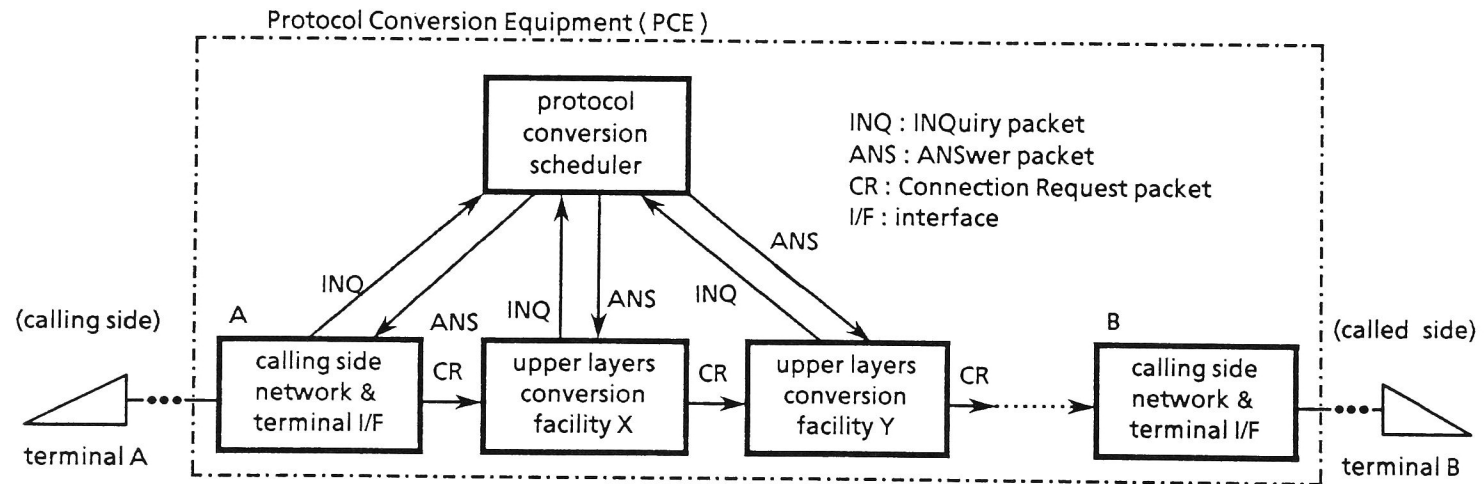


Fig. 4.6 Protocol conversion scheduling.

層のプロトコル変換機能のみならず、X.25 パケット端末を収容する X.25 DCE 機能、L A N を広域パケット交換網に接続するための X.25 DTE 機能なども含まれる。

② I N Q を受けた変換スケジューラは、発着呼端末アドレス情報から両端末のプロトコル種別を比較し、次に経由すべき上位層変換機能あるいは網 端末インタフェース機能を決定して、応答パケット (A N S) により I N Q 送信元に通知する。図 4.6 では、上位層変換機能 X が選択される。

③ 発呼側の網・端末インタフェース機能 A は、A N S により指定された上位層変換機能 X に接続要求パケット (C R) を転送する。

④ 上位層変換機能 X は、①、② と同様に I N Q と A N S の交信手順により次に経由する上位層変換機能 Y を知り、そこに C R パケットを渡す。

以下、同様の手順により順次多段変換の通信経路が決定され、最後に着呼側の網・端末インタフェース機能 B に至る。

この例は、上位層の多段変換を伴うプロトコル変換のスケジューリングの場合であるが、③ において C R パケットを網・端末インタフェース機能 B に直接出力すると、上位層変換をとまなわないう P A D 機能を提供することになる。

[2] 変換スケジューラ

変換スケジューラ、発呼側の網・端末インタフェース機能あるいは各種の上位層プロトコル変換機能からの I N Q パケットによる問い合わせに対し、次に C R パケットを転送すべき宛先の変換モジュールのポートアドレスを、A N S パケットの中に設定して応答する。この処理を実行するために、プロトコル変換スケジューラは、次の 2 種類のテーブルを参照する。

① 利用者情報テーブル (UIT)

PCE利用者の加入者番号、プロトコル種別および物理アドレスを登録する。加入者番号をキーとして検索する。

② 変換スケジューリングテーブル (CST)

発呼端末のプロトコル種別と着呼端末プロトコル種別の組ごとに、その接続の可否と、経由すべき上位層のプロトコル変換機能の系列の番号と物理アドレスを登録する。これらのプロトコル種別の組をキーとして検索する。

図4.7 に INQ/ANS パケットおよび参照テーブルUIT/CSTの構成を示す。図中で () 内は、そのフィールドの値を示す。

INQ パケットを受けた変換スケジューラは、次の順に処理を行い、プロトコル変換を行う変換モジュールを決定する。

(1) プロトコル種別検索と接続可否の判定

INQ パケット中の発呼端末アドレス (α) と着呼端末アドレス (β) をキーとしてUITを検索し、それぞれの端末のプロトコル種別情報 P_α と P_β を得る。次に、このプロトコル種別情報の組 (P_α, P_β) をキーとしてテーブルCSTを検索し、接続可能ビットEから両端末間の接続が可能かどうか判定する。接続可能な場合には処理(2)を行う。

(2) 変換機能の決定

① Length = 0 のとき 着呼端末アドレス (β) を加入者番号とするテーブルUITのポートアドレスの値 (PA_β) を、次の変換モジュールのポートアドレス (x) とする。これは、後述の4.4.1[1] に示すような、上位層変換のないPAD機能の相互接続の場合である。

② Length \neq 0 のとき INQ パケット中の発信元アドレス (b) を、テーブルUITのポートアドレス (PA_α) およびテーブルCSTの変換モジュールアドレスの値 ($r_i, i=1\sim l$) と順次

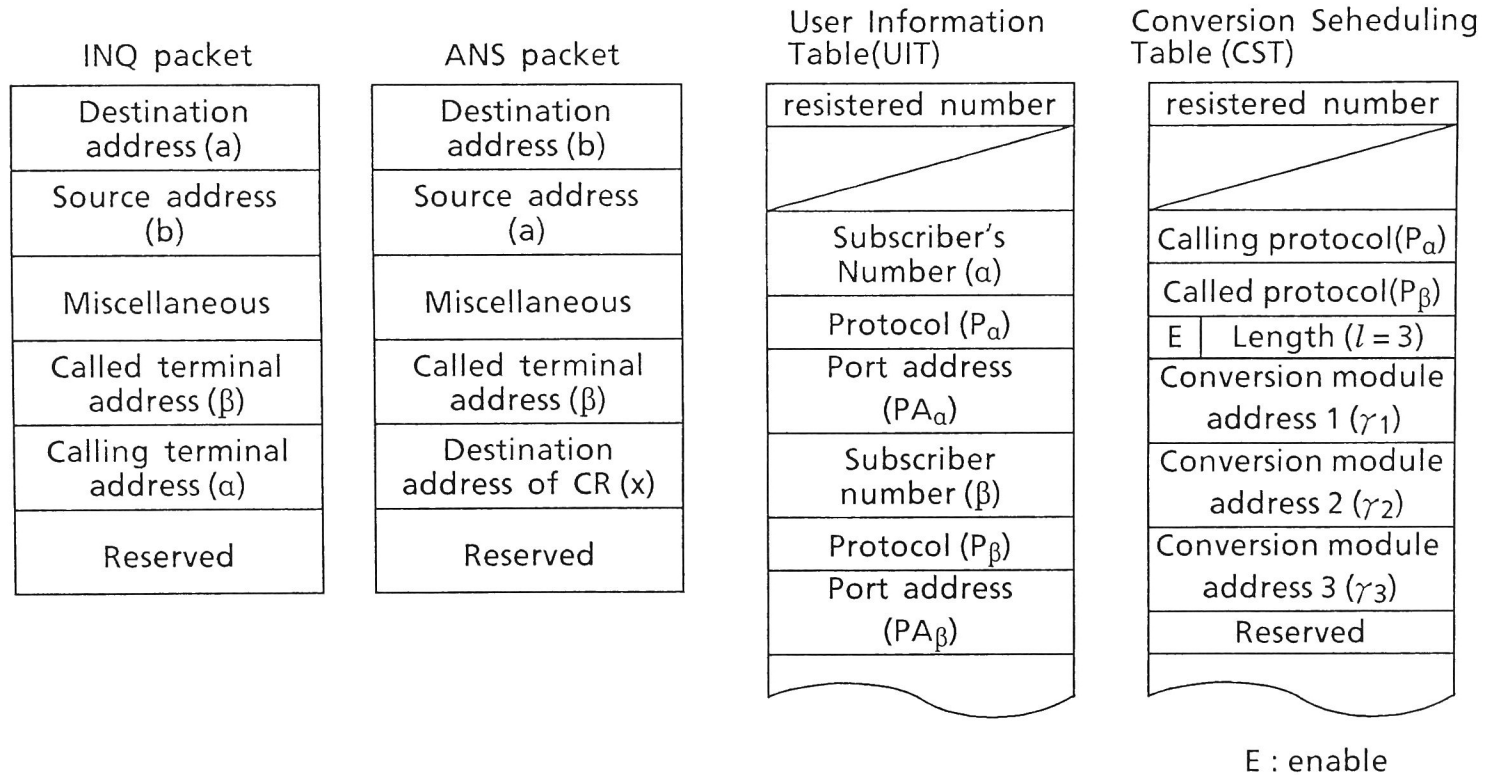


Fig.4.7 INQ/ANS packets and tables for conversion scheduling.

比較し、次のようにして x を決める。

- ・ $b = PA_{\alpha}$ のとき, $x = r_1$
- ・ $b = r_i$ のとき, $x = r_{i+1}$ (但し $1 \leq i < l$)
- ・ $b = r_l$ のとき, $x = PA_{\beta}$

以上の処理によって決定されたプロトコル変換機能を分担するポートアドレス x を、スケジューラは ANS パケットの CR 転送先アドレスに載せて INQ パケットの送信元 (ポートアドレス (b)) に返送する。このアドレス値をもとに、プロトコル変換モジュールは相手モジュール (r_i または PA_{β}) の間で $X.25$ パケットレベル手順によりコネクションを設定し、論理チャネル (LCN) を決める。経由するプロトコル変換モジュールが決定されて、これらの間でコネクションが設定された後に、各モジュールのコネクション管理テーブル上の LCN に基づいてコネクション毎に独立に多段プロトコル変換が実行される。

4. 4 プロトコル変換装置 (PCE) の実現

4.4.1 実現する変換機能

[1] PAD 機能

LAN “ $MELNET$ ” の回線交換機能を利用する無手順端末、あるいは専用線により PCE に直結されている端末に対して、 LAN のパケット交換機能あるいは広域パケット交換網を経由してホストコンピュータ (パケットモード端末 PT) と通信するための各種の PAD 機能を提供している。端末のプロトコルは、調歩式無手順、 S DLC 手順、ベーシック手順とする。

“ $MELNET$ ” の回線交換の機能に収容されている端末から PCE への接続は、次のようにしている。

- ① 各種のPAD機能へのアクセスポートは、それぞれグループ化して回線交換の代表番号を付与し、複数の端末がこの代表番号を共用できるようにした。
- ② 調歩式無手順およびベーシック手順端末では、回線接続後に着呼端末アドレスをPADに送信する。しかしSDLC手順ではPADに接続後に相手端末をキーダイヤルにより指定できないため、SDLC手順のXIDレスポンス中の情報により動的に指定することとした。

図4.8は、フリーランPAD機能を用いて、“MELNET”の回線交換機能(CS)に接続された無手順端末と広域パケット交換網のホストコンピュータと通信する場合、または“MELNET”のパケット交換サービスを利用するホストコンピュータと通信する場合における、下位層のプロトコル変換機構を示している。前者の場合、X.28は、中間標準プロトコルX.25レベル3を介してパケット交換網のX.25DTEプロトコルに変換される。後者の場合には、LANのLLCおよびスロット化トークンパッシング方式のMACに変換される。

[2] 郵政省推奨パーソナルコンピュータ通信方式(JUST PC)に対する変換機能

JUST-PCは、OSI参照モデルの物理層からセッション層までのプロトコルの規定、およびアプリケーションからプロトコルを制御するための制御機能要素(CFU)と呼ばれるインタフェース言語の規定である。通信形態としてはパーソナルコンピュータ(以下ではPCと記す)間の通信と、PCとホストコンピュータ間の通信の二つの形態が想定されている。JUST-PCにおいては、データリンク層は誤り制御機能とフロー制御機能を備えているが、他の層の機能は簡易な規定となっている。例えば、セッション層の機能は、セシ

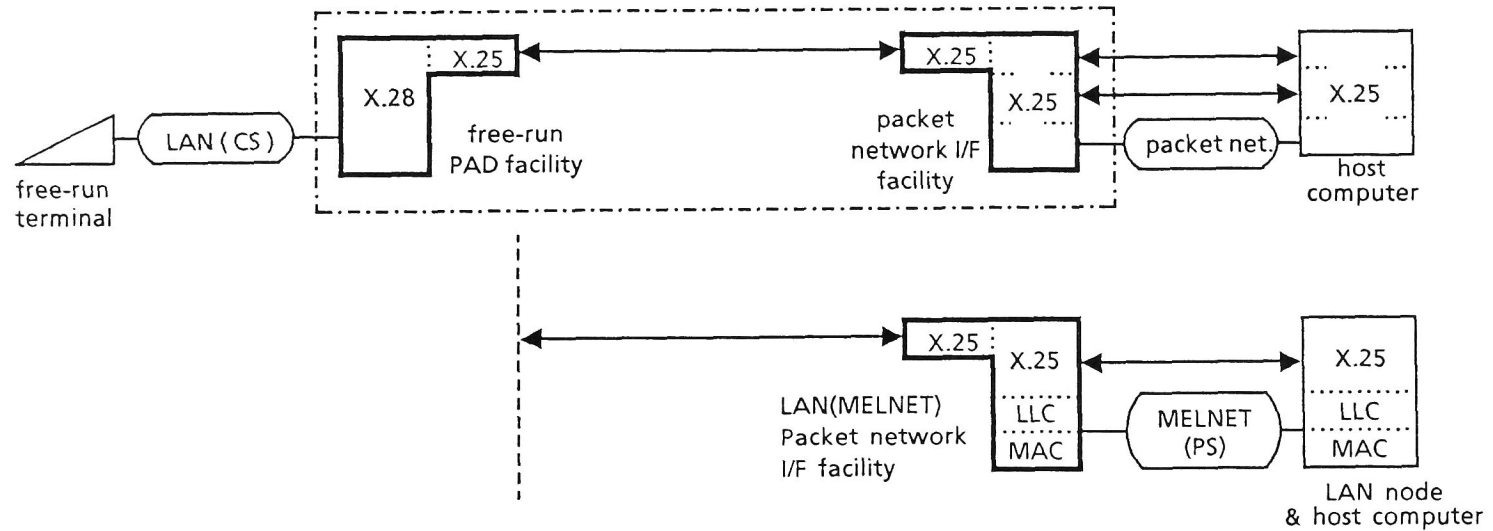
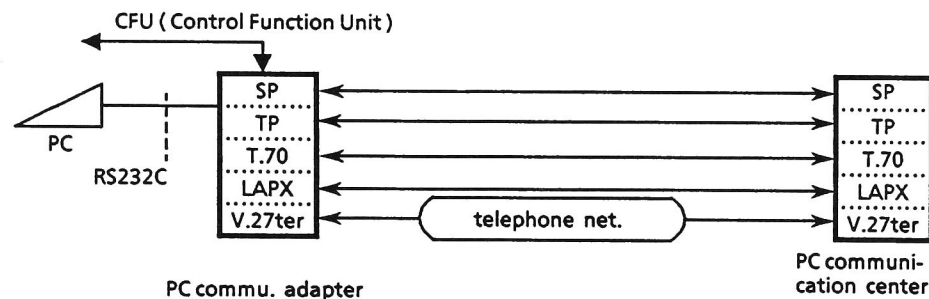


Fig. 4.8 Terminal(X.28) to host computer(X.25) connection with PAD facilities via wide area packet network /MELNET packet switching services.

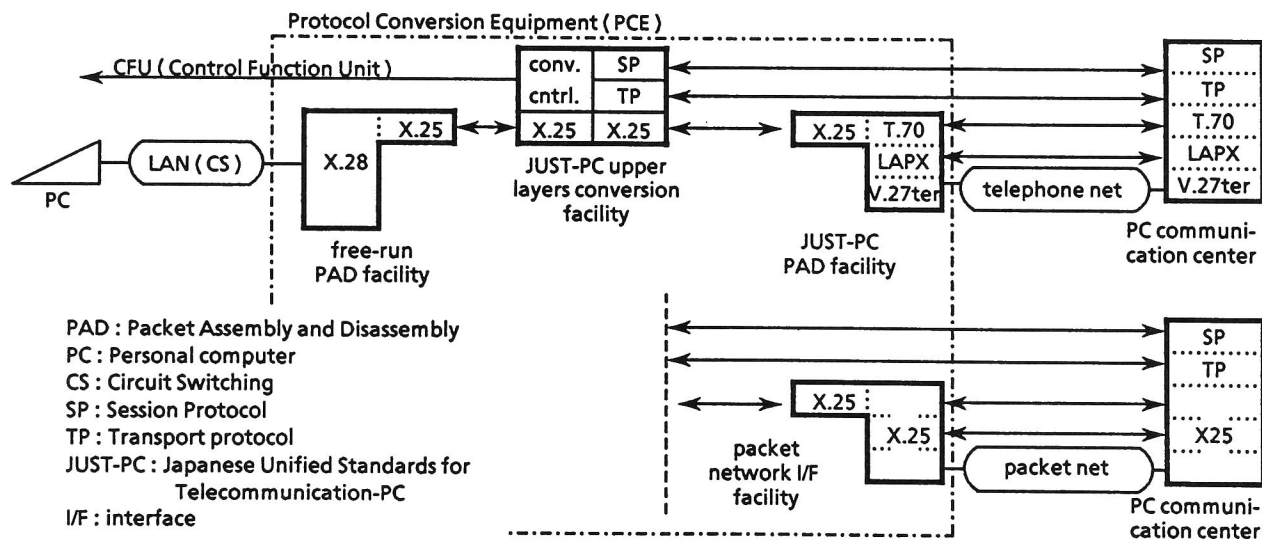
ョンコネクションの設定・解放、全二重・半二重のデータ転送および異常通知の機能に絞られている。

公衆電話網を用いる通常の通信形態においては、図4.9(a)のように、PCはRS-232C インタフェースを用いて、V.27ter モデムを内蔵したパソコン通信アダプタに接続される。PCのアプリケーションプログラムは、CFUで規定されたプリミティブを用いてセッションコネクションを制御し、データ通信する〔郵政-84〕。アプリケーションプログラムには、OSIのプレゼンテーション層と応用層相当のプロトコル処理も含まれる。この部分の規定として、パソコン通信用標準メールプロトコル JUST-MHS が勧告されている〔郵政-87〕。NTT-PCコミュニケーションズ社により、JUST-PCおよびJUST-MHS に準拠した電子メール・電子掲示板サービスが提供されており、公衆電話網経由でこのサービスを利用することができる。

ここでは、LANに接続されたPC（無手順端末）からこのパソコン通信センタに、公衆電話網またはパケット交換網を経由してアクセスするプロトコル変換機能を実現している。図4.9(b)は、この場合のPCEにおける変換機構の論理的な構造を示している。PCとPCEとの接続インタフェースは、市販のパソコン通信アダプタを用いる場合と等価で、かつPC上のソフトウェアも既存のソフトウェアを用いることを前提としている。PCEにおける JUST-PC プロトコル変換機能は、OSI参照モデルにおけるセッション層まで含み、上位層変換機能と下位層変換機能とに分かれる。下位層変換機能は、PCを接続する端末インタフェースであるフリーランPAD機能と、通信センタと通信する公衆電話網インタフェース側とに分割され、これらはJUST-PC 上位層変換機能で結合される。この場合、公衆電話網へのインタフェース機能を持ち JUST-PC の下位3層をX.25パケットレベルに変換する公衆電話網インタフェ



(a) PC communication using JUST-PC via telephone net



(b) Access to the PC communication center with JUST-PC protocol conversion facilities.

Fig. 4.9 JUST-PC protocol conversion.

ース機能は、一種のPAD機能を形成している。パケット交換網を用いる場合には、下位層変換機能は、図4.8に示すX.28-X.25変換と同様であり、PCEは上位プロトコルを変換してPCに対してCFUを提供する。なお、PC收容側の下位層変換機能としてはCCITT勧告X.28およびX.3に準拠する無手順用PADにパケットサイズパラメータ、プロトコル変換プロフィール等の拡張を加えている。

図4.10は、LAN経由またはPCEに直結されたPC（無手順）からNTT-PCセンタにアクセスするときの呼設定シーケンスを示している。ただし、プロトコル変換スケジューラと各変換機能（モジュール）とのINS、ANSによる変換機能の選択シーケンスは省略した。なお、この場合、PCには上位層プロトコルとして郵政省告示のJUST-MHSを用いた。

〔3〕プロトコルの多段変換

図4.11は、プロトコル変換スケジューラの選択制御により、JUST-PC上位層変換機能を直列に接続することにより、CFUを用いてPC間の通信を行う例である。このように上位層の多段変換と、経由する網の種別に応じた網・端末インタフェース機能を組み合わせることにより、プロトコル種別に制限の少ない多様な通信が可能となる。

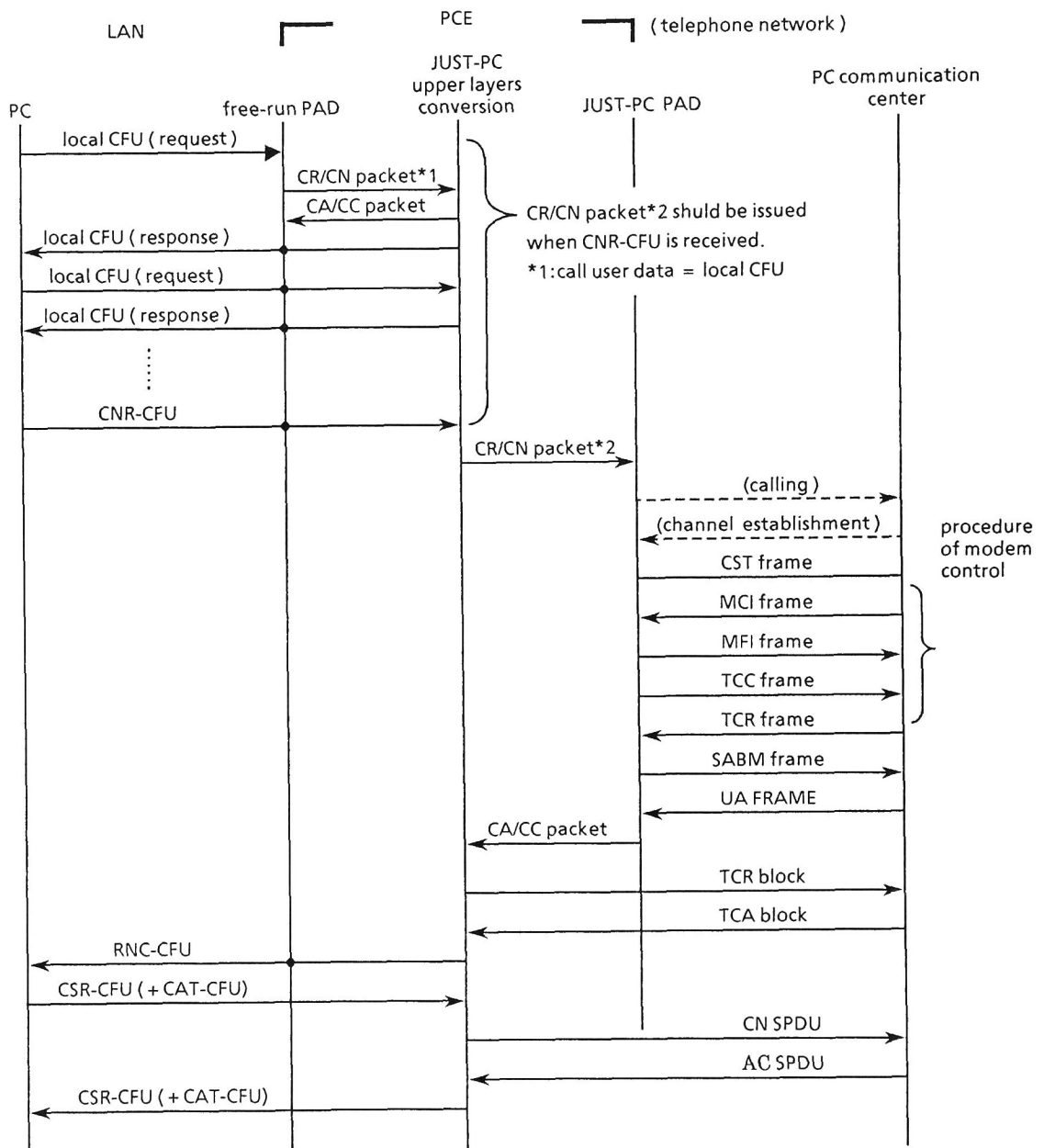


Fig. 4.10 An example of protocol sequence with JUST-PC protocol conversion.

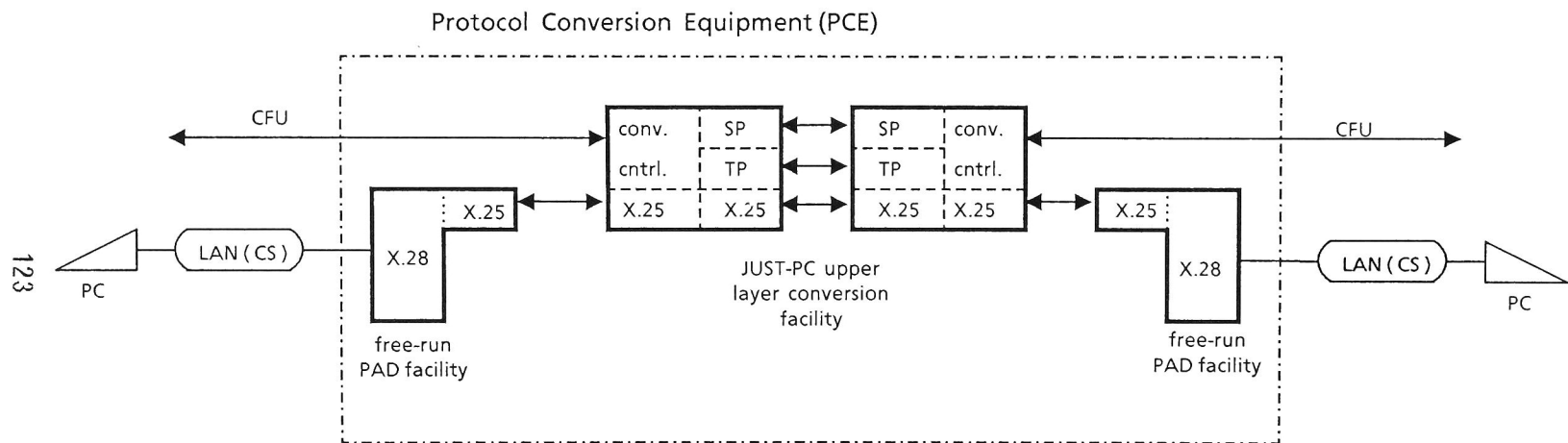


Fig. 4.11 Cascade conversion of protocol

4.4.2 PCEの構成

PCEのハードウェア構成を図4.12に示す。プロトコル変換スケジューラ、JUST-PC上位層変換機能および5種の下位層変換機能（PAD機能）には、それぞれ一つのマイクロプロセッサを割当て、それらを内部共通バスに接続し、プロトコル制御テーブルを配置した共有メモリに独立にアクセスできる構造とした。これらの通信ソフトウェアは、PL/M-86あるいはインテル8086用アセンブラ言語で記述した。

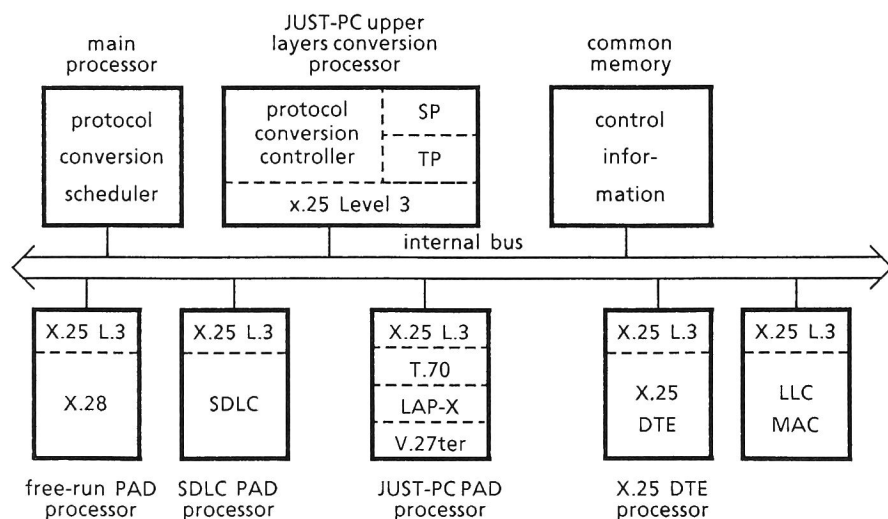


Fig. 4.12 Hardware configuration of PCE .

4. 5 結言

本章では、LANに対して柔軟な広域網接続を図ることを目的にして、汎用的なプロトコル変換を可能とする階層構造をもつプロトコル変換方式について検討した。

ここで述べたプロトコル変換方式では、以下の方法を提案した。

- (1) トランスポート層以上の上位層変換機能と、ネットワーク層以下の下位層変換機能とに分割して、このグループ対応にプロトコルを再定義のうえ処理する層群対応変換方式。
- (2) 下位層の変換にX.25パケットレベルプロトコルを中間標準プロトコルとする間接変換方式。

この中間標準プロトコルは、上位層とのインタフェースとしても用いる。

- (3) 下位層の変換機能と複数の上位層の変換機能とを利用者の呼に依じて動的に組み合わせる変換スケジューリング。

これらの方法を適用して、調歩式無手順、LANのLLC/MAC、SDLC手順、ベーシック手順などによりX.25端末と通信するためのPAD機能、およびJUST-PCに対する変換機能を備えたプロトコル変換装置(PCE)を試作し、提案した方式の有効性を明らかにした。

また、PCEをLAN“MELNET”のゲートウェイとして適用し、JUST-PC変換機能によりLANの回線交換機能に接続された無手順端末から、NTTパソコン通信センタの電子メールサービスの利用と、マルチプルパイパーによるPC間のファイル転送とのJUST-PCのアプリケーションを実行して、広域情報システムとLANとの相互接続を確認した。

更に、第3章においては、マルチメディア通信環境を実現するために、回線交換とパケット交換の両交換機能を時分割多重フレーム

上に共存させたバックボーンLANを提示した。この場合にPCEは、異なる交換機能を利用する端末間の通信を実現するプロトコル変換サーバとしても機能することを確認した。

第 5 章

プロトコルの高速処理

第5章 プロトコルの高速処理

5. 1 緒 言

広域ネットワークによるLANの相互接続が実現し、グローバルな情報通信システムの構築が進展している。また、最近におけるデータ通信の高速化の傾向、あるいはコンピュータと端末の分散処理の流れなどに対応して、通信サーバなどにおいて通信性能を向上させる上でプロトコルの高速処理が求められている。

一方、OSI参照モデルに対応した各層のプロトコルの標準化が完成に近づき、この7階層モデルからプロトコルのサブセットあるいはプロフィールを選択してインターオペラビリティが高い機能標準を開発すること、および開発された製品の基礎標準との適合性を検査するコンFORMANCE試験の規格開発など、応用分野へ適用するための検討が進められている[苗村-87, 河岡-87]。OSI参照モデルは、階層構造の上下の層間のサービスインタフェースと同位層のエンティティを結ぶプロトコルとで規定され、層の独立性が確保されるなど複雑な通信機能が標準化されて論理構造が明確になっている。この反面、

- ① 各層のプロトコル処理量が多い、
- ② 層の数が多いことにともない、隣接層間のサービスインタフェースの処理回数が多くなる

など、プロトコルの実装処理においては、オーバーヘッドを生ずる要因が内在している[田中-85]。斉藤、白畑は、OSIのトランスポート層以下の多層構造プロトコルのコネクション設定後のデータ転送フェーズを対象として、プロトコルの多層化が伝送効率に与える

影響をシミュレーションにより評価し、多層化によりプロトコル処理量が増すため、伝送速度が増すにつれ伝送効率が低下することを定量的に示している〔斉藤-89〕。

このプロトコルオーバーヘッドを軽減するには、

(1)プロトコルを部分的に省略ないしは単純化する、

(2)プロトコルの処理を高速化する、

という二つのアプローチがある。

(1)に対して、プロトコルを部分的に省略する「層のバイパス」と呼ばれる概念は、例えば、F A (Factory Automation) 分野の機能標準である M A P (Manufacturing Automaton Protocol) の下位 2 層および応用層プロトコルのみを規定した性能向上アーキテクチャ E P A (Enhanced Performance Architecture) に適用されている〔GM-87〕。また、O S I 参照モデルを L A N に拡張するときに、効率的なデータ伝送を行う要求に対して導入されたコネクションレスプロトコルの概念は、同位層の間のプロトコル自体を単純化する方法である〔勅使河原-85〕。

また(2)に関連して、通信制御プロセッサにおけるプロトコル処理を高速化する試みは、近年いろいろと検討が進められている。カーネギーメロン大学の“Nectar”〔ARNOU-89〕やスタンフォード大学の“Vシステム”〔KANAK-88〕では、コンピュータ間接続のための高速通信をオンボードプロセッサで実現している。Nectar では、ホスト接続用の通信ボード C A B (communication accelerator boards)に SPARC プロセッサ (RISC CPU) を用いて、100 Mbit/sec の高速転送に対処している。また V システムのネットワークアダプタでは、汎用プロセッサと独自に設計したパケットパイプラインの組合わせで、ネットワーク付加ボード (N A B) のバッファメモリ相互間で 94.5 Mbit/sec の転送速度を実現している。これらの試みでは、特別に設計された簡単なプロトコルを、高速な単一

のプロセッサと最適設計されたハードウェアを用いることによって、高速なデータ転送処理を実現しようとするものである。

このようなハードウェア処理による高速化に対し、本章では、複数のプロセッサを用いて、OSI参照モデルに基づき標準化されたプロトコルを高速処理する方法を、ソフトウェア処理アーキテクチャの観点から検討している。すなわち、OSI参照モデルの階層化に注目して、プロトコルのデータ構造から並列性を抽出することにより、受信データ（受信プロトコルデータ単位：受信PDU）の高速処理を実現するプロトコルの並列処理方式について述べている。

5. 2では、PDUのデータ構造について検討し、OSIプロトコル並列処理法の基本モデルを提示した。特に、受信データの並列処理を行う上で必要な分配機能と同期機構の基本的な考え方について述べると共に、分配処理方式の設計方針を示した。5. 3では、受信PDUの組立処理に注目して分配機能の配置について比較検討し、分配処理アルゴリズムを提示した。また、組立て処理過程で処理タイミングにより発生する可能性があるデータ順序の入れ代わりの防止および処理プロセス間の同期など、並列処理を適用する上での課題について検討した。最後に、5. 4では、提案したアルゴリズムを適用した並列処理方式をマルチマイクロプロセッサで実現する場合の通信性能を、直列処理によりプロトコル処理するモデルとシミュレーションにより比較評価し、提案方式の処理特性ならびに有効性を明らかにし、またこのアルゴリズムを実装する上での問題点を示した。

5. 2 プロトコル処理高速化の課題

5.2.1 プロトコルの並列処理

OSIプロトコルも含めて、一般に階層型プロトコルにおいては、各層は独立性を保ち、互いに処理結果の事象を交換し合いながら、全体としての処理が進行する処理形態が想定されている。その場合、個々の送受信データに関する処理に着目すると、上位の層から下位の層に向けて、あるいはその逆向きに直列に各層の処理が実行されていく。

通信プロセッサをマルチプロセッサ構成で実現する場合、コネクション対応にプロセッサを用意するなど、プロトコル処理に対する負荷分散の形はいろいろ考えられる。コネクション対応に配置する場合には、プロセッサ個数の増加によりハードウェアコストが比例的に大きくなる。そこで、処理ソフトウェアの実現の容易性なども配慮し、各層対応にプロセッサを配置する形態を考えてみる。このような層対応のマルチプロセッサ構成による処理の場合、各層の処理プロセッサ間のインタフェース処理にオーバーヘッドが発生するものの、各層のプロトコル処理がパイプライン的に実行できるので、比較的少ない個数のCPUで高スループットの通信を実現できる。以下では、この階層型プロトコルの基本的な考え方に基づき、層対応にプロセッサを配置したプロトコル処理形態を、後述の並列処理との対比から直列処理と呼ぶ。

直列処理形態による通信プロセッサでは、各層の規格に基づく自然なプロトコル処理モジュールを作成すればよく、実現が容易である。しかしながら、この直列処理では、各層の処理モジュールで要する時間が累積されるため、例えば、個々の受信データに関する総処理時間（応答時間）は各層での待ち時間と処理時間の総和となり、応答性に問題が残る。

並列処理は、上述の処理時間の累積による応答性劣化の問題に対処するもので、他層の処理の終了を待たずに先行してプロトコル処理を開始させることにより、処理時間の累積を減少させることをねらいとする。青木・市川等は、CCITT 勧告 X.25 プロトコルの第2層（HDLC 手順）および第3層（パケットレベル）の並列処理を提案し、各層の送受信制御毎にマイクロプロセッサで機能分散処理することにより、10～50 Mbit/s に及ぶ高速パケット交換用の VLSI を実現している [ICHIK-88, 青木-89]。この並列処理の場合には、受信した HDLC フレームの中でヘッダ（アドレス A、制御 C）およびトレイラ（FCS (Frame Check Sequence) の判定結果）はデータリンク層（DL）へ、また情報（I）フィールドはすべてネットワーク層（NL）に渡される。このように処理するデータの構造が固定できると、プロトコル並列処理アルゴリズムは比較的単純になる。

OSI プロトコルを対象として、高効率な通信を実現するためには、できるだけ上位層までの通信プロトコルを並列処理する手法を導入することが有効と考えられる。しかしながら、トランスポート層（TL）以上を含めて並列処理を行うには、データ単位の分割や連結によるデータ構造の複雑化への対処法や層間での処理の同期の問題、また以下に述べる並列処理開始の契機の問題など様々な技術的課題が存在する。

並列処理においては、隣接層の処理結果による出力事象を待たずに各層のプロトコル処理を開始させる。従って、通常の層間インタフェース事象とは別に、各層に処理開始の契機を与える手段と機能が必要である。受信データの処理に関しては、受信したデータ中に処理を要する各層のプロトコル制御情報（PCI）がすべて含まれるため、下位層の段階で入力データを各層に対応する部分ごとに分解し処理プロセッサに分配することにより、並列処理開始の契機とすることができる。これに対し送信系の処理においては、すべての

層で他システム宛てのデータ送信の契機が発生しうるため、この契機をいかに他の層に伝え並列処理を開始させるかが、かなり困難な問題となる。またデータ単位の分割や連結によるデータ構造の複雑化により、各層のヘッダの位置が決まりにくいという問題もある。

そこで本章では、以下、受信系の処理に対象を絞って並列処理の実現法と課題の検討を行う。これにより、まず受信データ処理に関する応答性の問題を解決することが可能となる。送信系の処理についても、少なくとも並列処理対象よりも上位の層あるいはアプリケーションからのデータ転送要求については、データ構造を限定して、ある特定の上位層から各層に処理開始の契機を伝えることにより、並列処理を行うことが可能と思われる。

5.2.2 受信プロトコル並列処理の課題

OSI 参照モデルのセッション層（SL）以下のエンティティにおけるプロトコル制御の基本機能を表5.1 に示す。ここでは、NL以下のプロトコルにはX.25 を適用する。受信PDUを並列処理するためには、次の2点が基本的に問題となる。

（1）受信データの構造と分配機能

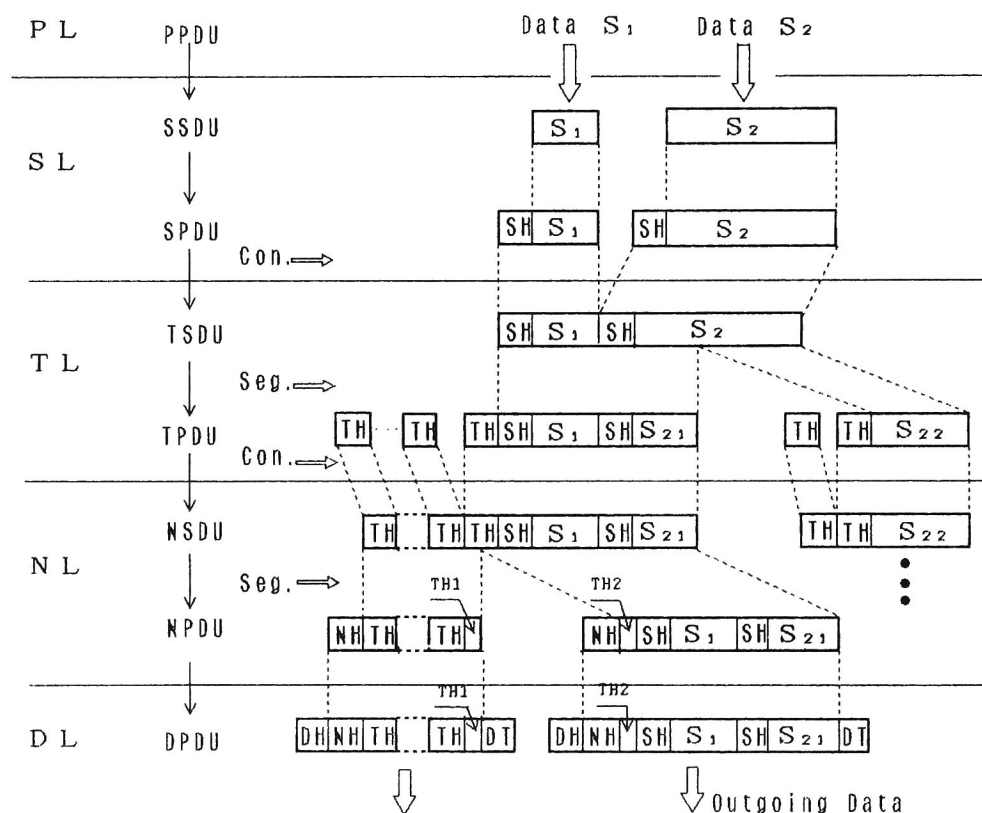
DLが受取る受信データ（HDLCフレーム）は、SL以下の処理を対象とする観点からは、基本的にはSLから渡されたトランスポートサービスデータ単位（TSDU）に、下位の各層のプロトコル制御情報（PCI；ヘッダH）が順次付加された構造をしている。従って、各層のPCIの大きさが分かれば、受信側で各層対応にPDUを分離することが可能と考えられる。しかし、実際には相手システムにおける送信処理の途中でデータ単位の分割や連結が行われるので、データの構造は複雑である。

例えば、TLでは、コネクション確立時に最大TPDUサイズを折衝し、その値に応じてTSDUの分割を行い、data-TPDU に写像

表5.1 プロトコル制御の基本機能

層	機 能	
セッション層 (SL)	セッションコネクション(SC)のフェーズ制御。 同期点を用いた会話制御によるデータ転送。 トークンによる送信権の制御。 データ転送時にSPDUを連結・分離。 最大TSDUを越えないように、SSDUを複数のSPDUに分割・組立。	
トランスポート層 (TL)	トランスポートコネクション(TC)のフェーズ制御。 TCの多重化と逆多重化および分流と合流。 TSDUの分割と組立て、およびTPDUの連結と分離。 受信データ(TPDU)の障害検出と回復機能。	
ネットワーク層 (NL)	ネットワークコネクション(NC)のフェーズ制御。 NCの多重化と逆多重化。 NSDUの分割と組立て。 シーケンス制御、フロー制御、誤り制御、ウィンドウ制御。	
データリンク層 (DL) [HDLC]	フレーム制御	データリンクコネクション(DC)のフェーズ制御。 フレーム分析と生成。 フレームのシーケンス制御と確認応答。 再送制御、フロー制御。
	フラグ同期 制御	フラグ検出によるフレームの抽出。 ゼロビット挿入と除去。 FCSの生成とチェック。

する。また、互いに異なるトランスポートコネクション上にあり利用者データを持たない任意個の TPDU を連結し、その後に利用者データを持つTPDU を最大1個連結する(ただしクラス0を除く) [ISO-2]。NLでは、データパケットにおけるユーザデータ領域サイズの最大値を転送方向ごとに折衝し、その値に応じて NSDU の分割を行う [ISO-3]。図5.1 は、TLとNLで分割が、またSLとTLで連結が行われたときの送信システムにおけるデータ単位の内部構造を示している。図中でSH、TH、NH、DHは、それぞれ対応する層(SL、TL、NL、DL)のプロトコルヘッダ、DTはトレイラを表す。S₁、S₂はSLにおける利用者データ、すなわち



Con.;concatination Seg.;segmentation

Fig. 5.1 Internal structure of data unit.

SSDUである。

受信PDUを分解して上位層に分配する機能を、ここでは分配機能と呼ぶ。並列処理の効果を大きくするには、なるべく下位の層に分配機能を持たせる必要がある。しかし物理層（PL）では、物理サービスデータ単位（PSDU）が1ビットで直列伝送される。また表5.1に示されるように、DLの下位機能であるフラグ同期制御は、

実装においては専用のHDLC トランシーバでビット単位の処理がなされる。従って、ここでは、このフラグ同期制御機能とDLの上位機能であるフレーム制御機能の間に分配機能を設け、ここを並列処理の分岐点にすることを考える。この分配機能の実行プロセッサを、「分配者」と呼ぶ。またこの章では、SL以下のプロトコル処理を並列に実行するものとする。この分配者は、各層のデータ構造に関わるが、各層の独立性を維持したままDLの位置に新たに追加される拡張機能とする。図5.2 に、受信データに対するプロトコル並列処理の基本モデルを示す。図中の一点鎖線内が本論文における検討の対象範囲である。5.3で、主にこの分割に対する受信側の組立処理に着目して、分配機能のアルゴリズムを検討する。

(2)同期機構

プロトコル並列処理のねらいは、下位層の処理の終了を待たずに上位層で先行処理することによって、処理時間の累積を減少させようとするところにある。しかし、受信データは、順序誤りや不正データの受信などによって、処理の途中で破棄しなければならないことが発生する。一般に、各層においては、コネクション毎にプロトコル状態テーブル(PST)を持ち、入力事象の情報をその時のプロトコル状態に基づいて処理を行い、テーブルの該当箇所を書き換えるとともに、外部に出力事象を送る。しかし、並列処理においては、各層のエンティティがこの処理を完全に済ませてしまうと、上述のような原因で入力PDUを破棄することになったときに、PSTの内容を元に戻すことが困難になってしまう。このため、各層のプロトコル処理を先行処理と確定処理の二つの処理フェーズに分ける。<N>層では、先行処理フェーズで分配者から渡された情報を基に、プロトコル状態の書き換えや事象出力の準備段階までを行う。<N-1>層における処理結果の状態報告を受けて、確定処理フェー

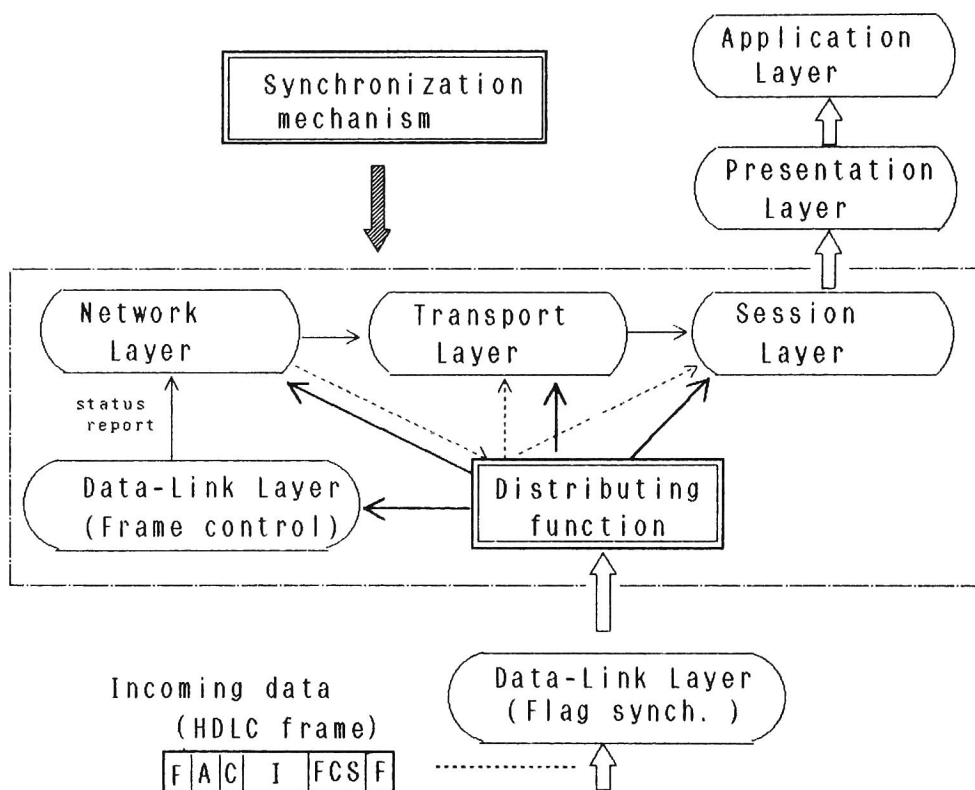


Fig. 5.2 Basic model of the protocol parallel processing for the received data.

ズで<N>層のプロトコル状態が決定できると、更新されたPSTにポインタを切り替えて<N+1>層に状態報告、すなわちサービスインタフェースの処理、をする。このように、上位層が下位層と同期をとって受信データに対する処理を実行するために同期機構が必要である。この目的のために、各層における処理の進行状況を示す「共通参照テーブル」を導入し、分配者と各層のプロセッサのインタラクションをとる。

図5.3 に、任意時点 t_1 、 t_2 で到着した受信データの並列処理が、各層で進行する状況の一例を示す。図において、Aは先行処理

(時間は、DLからTLまでは τ_1 、SLは $\tau_1 + \tau_3$) フェーズ、Bは確定処理(時間 τ_2)フェーズ、またDは分配者が受信データを分解して各層に分配するための処理で、一層あたりに要する時間は τ_3 とする。分配されたデータ(PDU)は、各層ともAで並行的に処理されるが、Bは直列に経過し、NL以上ではAとBとの間に処理の同期をとるための待ち状態Cが発生する。SLの処理には上位層、すなわちプレゼンテーション層(PL)、へのインタフェース提供処理が存在するので、先行処理時間に τ_3 が加算されるものとする。なお、以下のプロトコル並列処理の検討においては、同期機構は機能しているものとする。

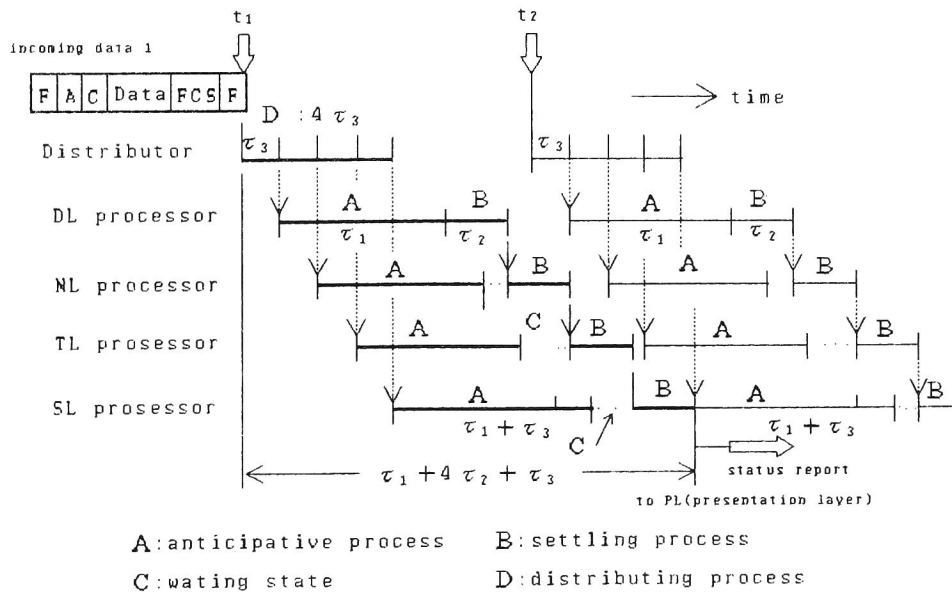


Fig. 5.3 A progressing state of the parallel processing
(in case of $3(\tau_2 - \tau_3) > \tau_3$)

5.2.3 設計条件

以上の検討をまとめ、受信 P D U の並列処理の設計条件を次のように設定した。

- (1) S L 以下の各層および分配者に個別のマイクロプロセッサ（処理機能）を割り当て、各層のエンティティにプロトコル処理を並列に実行させる。
- (2) 分配者には、P D U のデータ構造に関する処理のみを行わせ、プロトコルの制御に関することは、各層で分散処理する。
- (3) 各層のエンティティが本来持っている機能や役割、およびプロトコル処理における層機能の独立性を基本的に維持する。
- (4) 機能のモジュール化と並列処理の管理の容易性などを考慮して、分配機能は分配者が統一して扱う。

5. 3 受信プロトコルの並列処理アルゴリズム

5.3.1 分配機能

この節では、O S I プロトコルのデータ構造を分析し、送信システム側での分割や連結に対応した受信システム側の組立や分離に注目して分配機能の配置を考察し、並列処理の分配アルゴリズムを導く。

[1] 組立処理の方法

分配者が、受信した HDLC フレームを解析して、D L から S L までのプロトコルヘッダおよびデータ（P D U）を対応する各層の処理プロセッサに引き渡す際に、各層のプロトコルヘッダ領域を決定する手掛りとなる情報は以下のとおりである。

- ・ D L：フラグシーケンスにより識別された HDLC フレームのヘッダ（D A、S A、C）およびトレーラ（F C S の判定結

果)が、DLのフレーム制御機能に渡される。

- ・NL: パケットタイプ識別子およびファシリティ長から、パケットヘッダのサイズを決定する。
- ・TL: LI (length Indicator)が、TPDUのヘッダの固定部分と可変部分の大きさを示す。

組立処理機能をどこに分担させるかには、次の3通りの方法が考えられる。

(1) 分配者が全ての組立処理を行う(方式1)

対象のデータを受取った分配者は、組立処理を行いつつ後続のデータを待ち、データが完結した時点で次の上位層に関する分配処理にとりかかる。

(2) 分割を行った同位層で組立処理を行う(方式2)

分配者は組立処理を行わず、分割を行った<N>層の同位エンティティに組立処理を行わせる。

(3) <N>層での分割に対する組立処理を<N+1>層で行う
(方式3)

分配者は、PDUが分割されている場合でも、受信順に処理して先の層に渡してしまい、受け取った側のエンティティに組立処理を行わせる。

この3方式のうち、方式1では、組立処理やそれにもなう再順序制御などのプロトコル処理を分配者に行わせる必要がある。これは、各層ごとにプロトコルの分散処理を図ろうとした設計条件に合わない。また方式3は、プロトコル処理における層機能の独立性が保たれないという基本的な問題点がある。そこで、ここでは5.2.3の設計条件を満足する方式2を採用することにした。その分配アルゴリズムの詳細を5.3.1[3]に記述する。

図5.4は、図5.1のような内部構造を持つ受信PDUにこの分配アルゴリズムを適用した並列処理の例で、3個の受信フレームによ

って TSDU が組み立てられる場合を示している。DLのフラグ同期制御の処理を受けた受信データは、分配者によりヘッダ(DH)、トレーラ(DT)および情報部(I)に分解される。DHとDTはDLへ、情報部(I)はプロトコルヘッダ領域を識別した上でNLまたはTLに渡される。DTはFCSであり、受信フレームの誤り検出は分配者に渡される前に HDLC トランシーバにより処理されており、その結果を分配者が受け取る。図5.1のようにNLで分割された NSDU を含むパケット(NPDU)はNLに、またTLで分割されNLで分割されなかった NSDU は直接TLに渡される。特に、NLで組立てられた NSDU は再び分配者に引き渡され、分配者はトランスポートヘッダ(TH)と TSDU を切り離してTLとSLに再分配する。図5.2中の点線の経路が、この再分配に相当する。また、図5.4に示すように、TLにて分割された TPDU (TSDU₁、TSDU₂)は、TSDU に組み立ててSLへ渡す。

このように、NLにおいて組み立てた NSDU の再分配機能を分配者に持たせることによって、TLに渡される TPDU のフォーマットが NSDU の分割の有無に関係なく統一できるので、TLにおける組立てがしやすくなる。なお、図5.1のデータ構造に対しては、TLで組立処理された TSDU を分離処理して SPDU を作ることになるが、これらの処理はSLのプロセッサに委ねられる。

〔2〕分離処理について

TLにおける連結に対する分離処理の面から、分配機能について考察する。

受信データが、送信システムのTLで TPDU が連結され、さらにNLで NSDU が分割されている場合には、受信システムのNLでの組立処理に引き続いて分離処理を行う。この分離処理も、設計条件(4)から次のように分配者が実行することにより、組立処理の

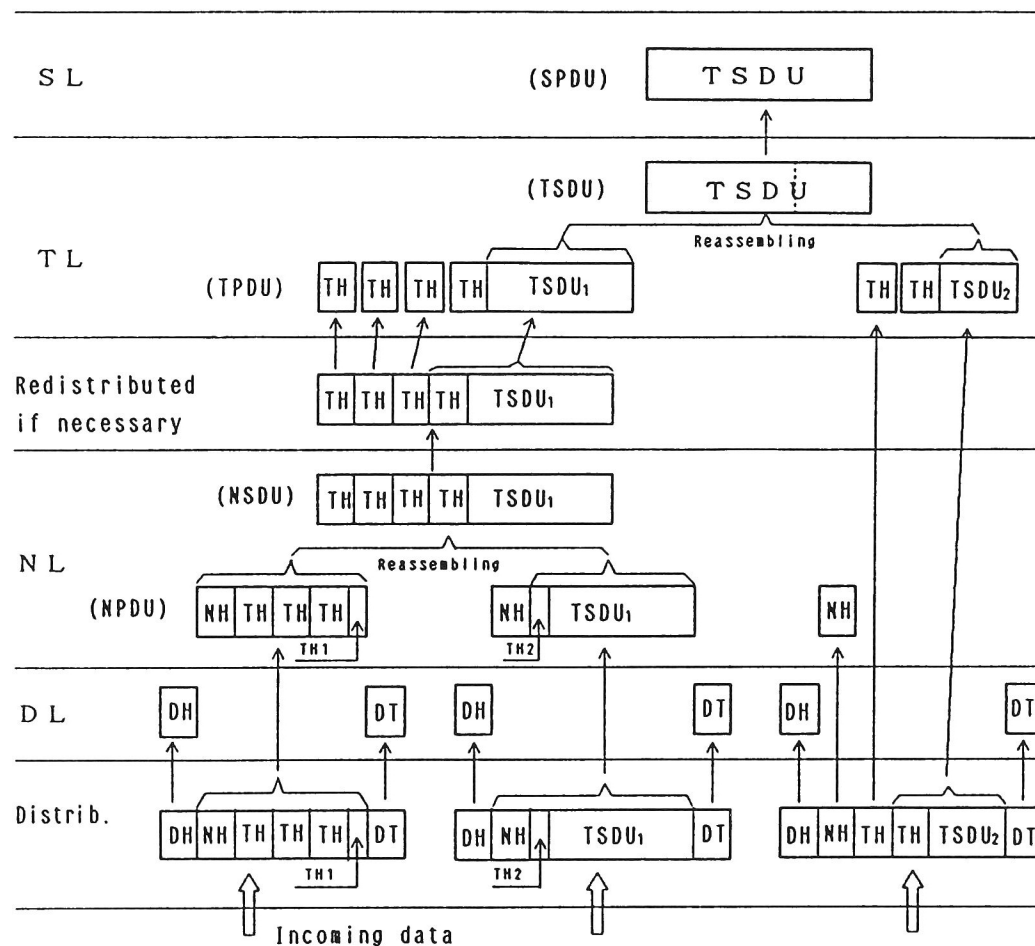


Fig. 5.4 Reassembling processing (Reassembling is executed by the peer layer on which segmenting has been done).

場合と同様に処理の統一性を確保する。

- ⑧ NSDU が分割されていないときには、分配者が分離処理をして TPDU を TL に渡す。
- ⑨ NSDU が分割されているときには、組み立てた NSDU をもう一度分配者に返して、分離処理をしてから TPDU を TL へ渡す。

以上、5.3.1[1] と [2] における検討から、OSI プロトコルによる受信データの並列処理の分配アルゴリズムは次のように表される。『分配機能をプロトコル処理機能とは別に配置し、<N>層での分割に対する組立処理は <N>層に行わせ、組み立てた NSDU を分配者に返して分配処理（分離処理を含む）を行わせる。』

〔 3 〕 分配アルゴリズム

受信プロトコルの並列処理に対する分配アルゴリズムの詳細を以下に示す。

- ① HDLC フレームのヘッダ（DH）とトレーラ（DT；FCS の判定結果）を DL に渡す。
- ② 残りの部分（HDLC フレームの情報部＝パケット）が存在すれば、パケット種別を判定し次の処理を実行する。情報部がなければ分配処理を終了する。

〔データパケットの場合〕

次の処理が、NSF（Network Segmenting Flag）とパケットヘッダ中の M（More data）ビットの値にしたがって実行される。ここに、NSF = 1 は、セグメント化された NSDU を受信している途中であることを意味する。

- ・ NSF = 0，M = 0 パケットヘッダを NL へ渡して ③ へ行く。
- ・ NSF = 0，M = 1 NSF → 1、パケット全体を NL へ渡し

て終了する。

・ $NSF = 1, M = 1$ パケット全体をNLへ渡しして終了する。

・ $NSF = 1, M = 0$ $NSF \rightarrow 0$ 、パケット全体をNLへ渡し
て終了する

[他のパケットタイプの場合]

パケットヘッダを取り出してNLへ渡し、③へ行く。

③ もし、残りのTPDUあるいは連結されたTPDUが存在していなければ、分配処理を終了する。

④ TPDUのタイプを識別し、次の処理を実行する。

[利用者データ領域を持たないTPDUの場合]

トランスポートヘッダをTLへ渡し、③へ行く。

[データTPDUの場合]

TSF (Transport Segmenting Flag) とトランスポートプロトコルヘッダ中のEOT (End of TSDU) ビットの値にしたがって、以下の処理を実行する。ここに、 $TSF = 1$ はセグメント化されたTSDUを受信している途中であることを示す。

・ $TSF = 0, EOT = 1$ トランスポートヘッダをTLへ渡す。

残りのTSDU (data-IPDUの利用者データ領域) をSLに引き渡して終了する。

・ $TSF = 0, EOT = 0$ $TSF \rightarrow 1$ 、TPDU全体をTLへ渡し
て終了する。

・ $TSF = 1, EOT = 0$ TPDU全体をTLへ渡しして終了する。

・ $TSF = 1, EOT = 1$ $TSF \rightarrow 0$ 、TPDU全体をTLへ渡し
て終了する。

[その他のTPDUの場合]

⑤ 残り部分、すなわちTPDU利用者データ領域が存在すればSLへ渡す。

なお、分離処理に対しては、5.3.1[2]の④と⑤を用いる。

5.3.2 分配アルゴリズム適用上の課題

[1] 組立て処理の順序性

5.3.1 で述べた分配アルゴリズムは、受信PDUに含まれる各層対応のプロトコルヘッダをいかにして対応する層に引き渡すかに注目して設定され、渡されるデータの順序については考慮されていなかった。しかし、層のエンティティが順序誤りに対する回復機能を持たない場合、いったん順序誤りが生じると、それ以降のデータを舍めて再送しなければならなくなる。

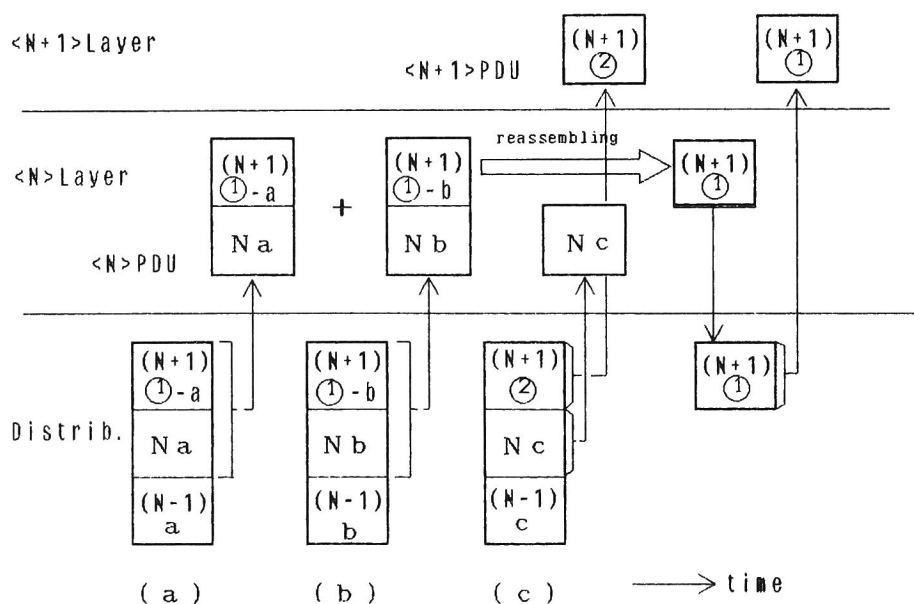


Fig. 5.5 Reversals of the data unit sequence in the reassembling process.

図5.5 に示すように、受信データのヘッダが(a)、(b)、(c)の順に分配者に入力され、 $\langle N \rangle$ 層のあるコネクション上のPDUに関して組立処理が行われている場合に注目する。提案した分配アルゴリズムでは、 $\langle N \rangle$ 層の分割に対する組立処理は $\langle N \rangle$ 層で行われるので、組立処理中のデータ ($\langle N \rangle$ PDU) に含まれる $\langle N + 1 \rangle$ 層のヘッダ、すなわち $\langle N + 1 \rangle$ PCIは、 $\langle N \rangle$ 層の組立処理が完了し、さらに分配者が必要なら分離処理をしてから $\langle N + 1 \rangle$ 層に渡される。しかし、通常、各層および分配者にデータが渡されてから実際に処理されるまでには待ち時間があることを考慮すると、組立処理対象の最後のデータ (図5.5 の [(N+1)①-b]) が $\langle N \rangle$ 層に渡されてから、その中に含まれている $\langle N + 1 \rangle$ 層のヘッダがその層に渡されるまでには、ある程度の処理時間が経過する。この間に、同一コネクション上の分割されてないヘッダ [(N+1)②] が分配者により処理されると、 $\langle N + 1 \rangle$ 層において順序の入れ替わりが生じる。すなわち、通信制御プロセッサに到着した時点では正しかった順序が、プロトコルの並列処理の過程で入れ替わってしまう。このようなデータ順序の入れ替わりの問題は、5.3.1[3] のアルゴリズムでは、TLとSLの両方で発生しうる。

この現象を防止するため、分配者に各層の組立処理の状態を監視させ、組立処理中のコネクション上のデータに関しては分配処理を保留させる必要がある。ここでは組立処理の同期を取るために、NRF (Network Reassembling Flag) とTRF (Transport Reassembling Flag) をそれぞれネットワークコネクション (NC) およびトランスポートコネクション (TC) ごとに設ける。分配者は、組立処理を開始した時点でこのフラグを1にし、組み立てたデータの分配処理が済んだ時点で値を0にする。分配者は $NRF = 1$ あるいは $TRF = 1$ のときには、該当する層へのデータの分配を保留する。

N Lにおける組立処理の状態制御シーケンスを図5.6 に示す。T L
に対する状態制御シーケンスもこれと同様である。

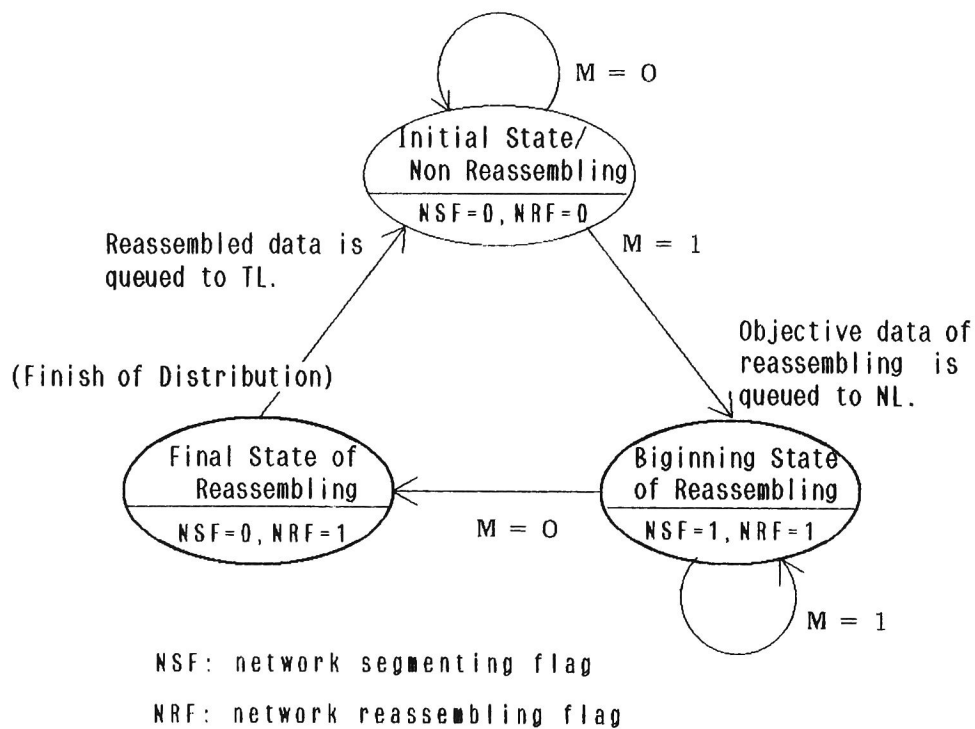


Fig. 5.6 State control of the reassembling process for N L .

〔 2 〕 トランSPORT・クラスに關係する事項

上述した分配アルゴリズムや組立処理の順序制御を実行するためには、分配者はデータ TPDU 中のEOTビットの位置を検出して参照すること、またNSF／TSF とNRF／TRF をコネクション対応に持つことにより、TCおよびNCと、パケット（NPDU）およびTPDUとの対応をとることが必要である。これらの点は、次のようにTLのプロトコルクラスに關係している。

データTPDU中のEOTビットの位置は、使用するプロトコルクラスによって異なり、これらのクラスは、コネクション設定時の折衝によって決まる。クラス0、1では、データTPDUヘッダ中にTCの識別情報DST-REF (Destination Reference)がなく、NH中の論理チャネル識別子からTCを判定する必要がある。逆に、コネクションの多重化が行われるクラス2、3、4では、データTPDUはDST-REFから区別する。TLは、プロトコル制御の過程でこれらの情報を分配者からも参照できるように、5.2.2(2)で導入した共通参照テーブル（CRTBL）に記入する。分配者は、このCRTBLから、受信データのNH中の論理チャネルId（識別子）に対応する「TL多重化の有無」を参照する。

- ① 多重化「無し」のとき（クラス0／1）；CRTBLからTC-Id、すなわちTCを知る。
- ② 多重化「有り」のとき（クラス2／3／4）；受信PDUのヘッダTH中のDST-REF からTCを知る。

以上により分配者は、データTPDU中のEOTビットの位置の決定およびTCの識別を行うことができる。

5. 4 プロトコル処理性能の評価

5.4.1 シミュレーションのモデル

○ S I 受信データのプロトコル処理に対して、5. 3で提案したアルゴリズムを適用した並列処理方式と通常の直列処理方式の処理特性をシミュレーションにより比較し、評価する。図5.7 に両方式のシミュレーションモデルを示す。シミュレーションモデルの動作とパラメータ値について説明する。

- (1) 受信データ(DPDU)は、到着率 λ のポアソン分布で分配者の待ち行列に入る。分配者は DPDU の特性、すなわちそのデータ(SDU)を転送すべき最上位層、組立てや分離処理の有無とその状態、受信データ誤りの有無などを考慮し、5. 3で示した分配アルゴリズムを実行する。
- (2) 各層に対応した分配処理およびプロトコル処理時間は、図5.3に示すように近似的に同じとする。なお、直列処理モデルにおける各層には、分配処理に相当する処理時間が内在しているので、 $\tau_1 + \tau_2 + \tau_3$ 時間で処理するものとする。
- (3) データが渡される目的の層が、DL、NL、TL、SLである受信データの発生確率Pは、

$$P_D : P_N : P_T : P_S = 1 : 1 : 1 : 4$$

とする。

- (4) NCの数は8本で、各NCに対してTCおよびセッションコネクション(SC)がおのおの1本対応し、コネクションの多重化や分流はない。

なお、シミュレータには、分配アルゴリズムの他に5.2.2[2]で触れたデータ誤りに対する処理を含んだ同期機構を組み込み、C言語で約1,700ステップである。

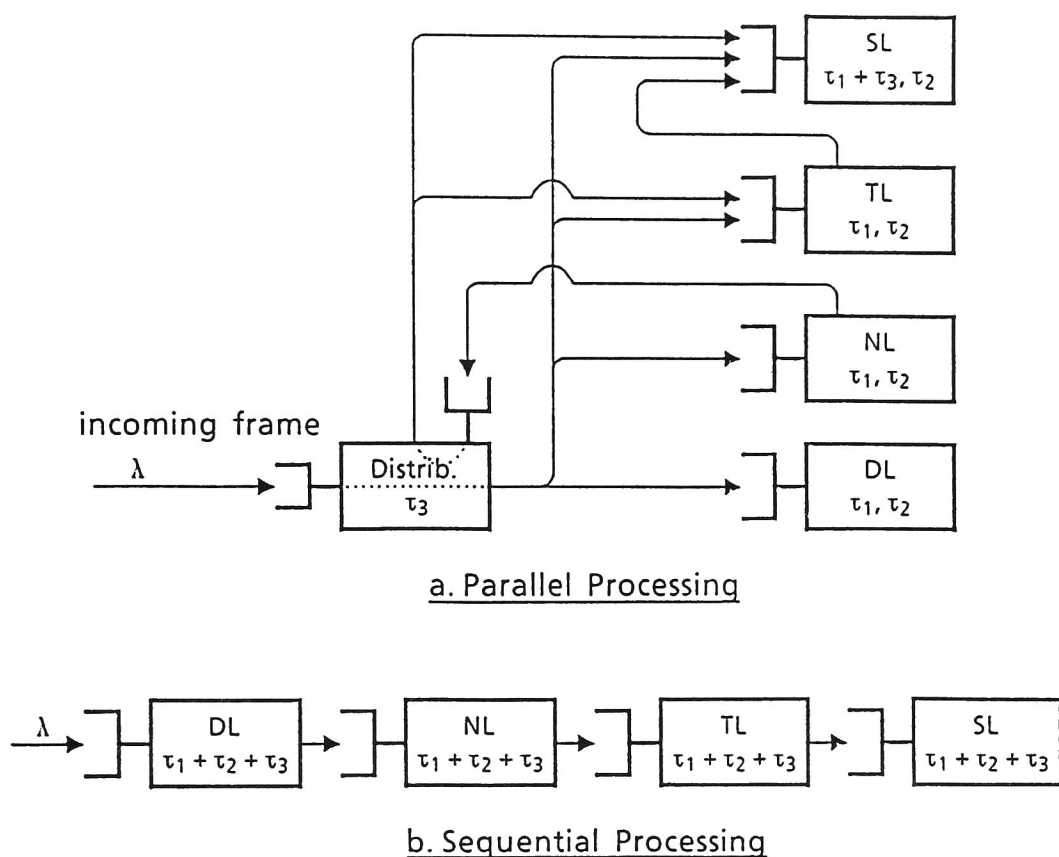


Fig. 5.7 Simulation model.

5.4.2 シミュレーション結果

[1] 並列処理の効果

図5.8 は、並列処理されて最終的にSLに到着する受信データ(TSDU)の処理時間(単位時間で表す)の平均値と、先行処理時間 τ_1 と確定処理時間 τ_2 の比の関係を示す。 $\tau_1 + \tau_2$ の値は一定としてその比率のみを変化させている。一つの受信データについて考えてみると、分配処理の結果、各層に渡されたデータは、それぞれ独立に先行処理が並列に実行されて待ち状態になる。その後、下位層から順に確定処理が行われ、処理全体が完了する。従って、シリ

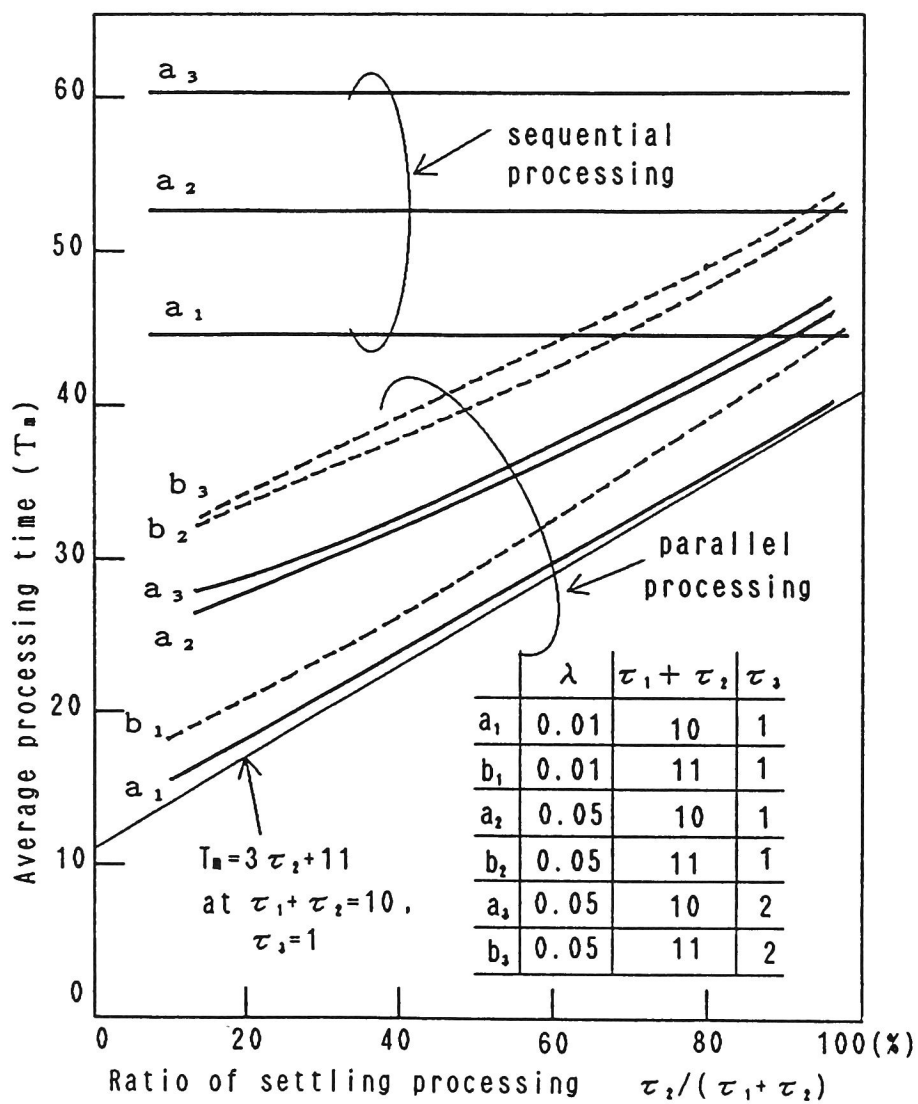


Fig. 5.8 Efficiency of the parallel processing.

アルな処理である確定処理時間 (τ_2) の割合が小さいほど、並列処理の効果がより大きく、1 個の受信データの平均処理時間 T_m も小さくなる。またこの提案方式では、分配処理を伴うために、直列方式に比べて、実装上からは各プロセッサ間のインタラクションが複雑になり、例えば共有メモリ上に配置する共通参照テーブルへのアクセスの際のバスの競合などオーバヘッドの増加要因が発生する。点線はこの要因を考慮して τ_1 , τ_2 の値が 10% 増加した時の傾向を示している (図 5.9、図 5.10 の点線も同様である)。また分配処理時間 τ_3 の増加に対しては、プロトコルの先行処理 τ_1 と並行して実行されるために、平均処理時間に与える影響は小さい (図 5.10 参照)。なお、受信データ到着率 λ が小さくなると、平均処理時間 T_m は、 $\tau_1 + \tau_2 = 10$ 、 $\tau_3 = 1$ のときに、 $T_m = 3\tau_2 + 11$ に漸近する (図 5.3 参照)。

[2] 負荷量の影響

データ到着率 λ と平均処理時間 T_m の関係を図 5.9 に示す。並列処理方式では、 λ の増加に伴う T_m の増え方が直列処理方式より小さい。この理由は、 λ の増加に伴って増える各層の平均待ち時間が、直列処理においてはすべての層のプロセッサに累積される。これに対して、並列処理の場合には、これらの処理が互いにオーバーラップされる効果により、 T_m が小さくなるためである。ただし $\tau_1 + \tau_2$ が大きくなると T_m は、直列処理方式と同様に増加する傾向を示す。

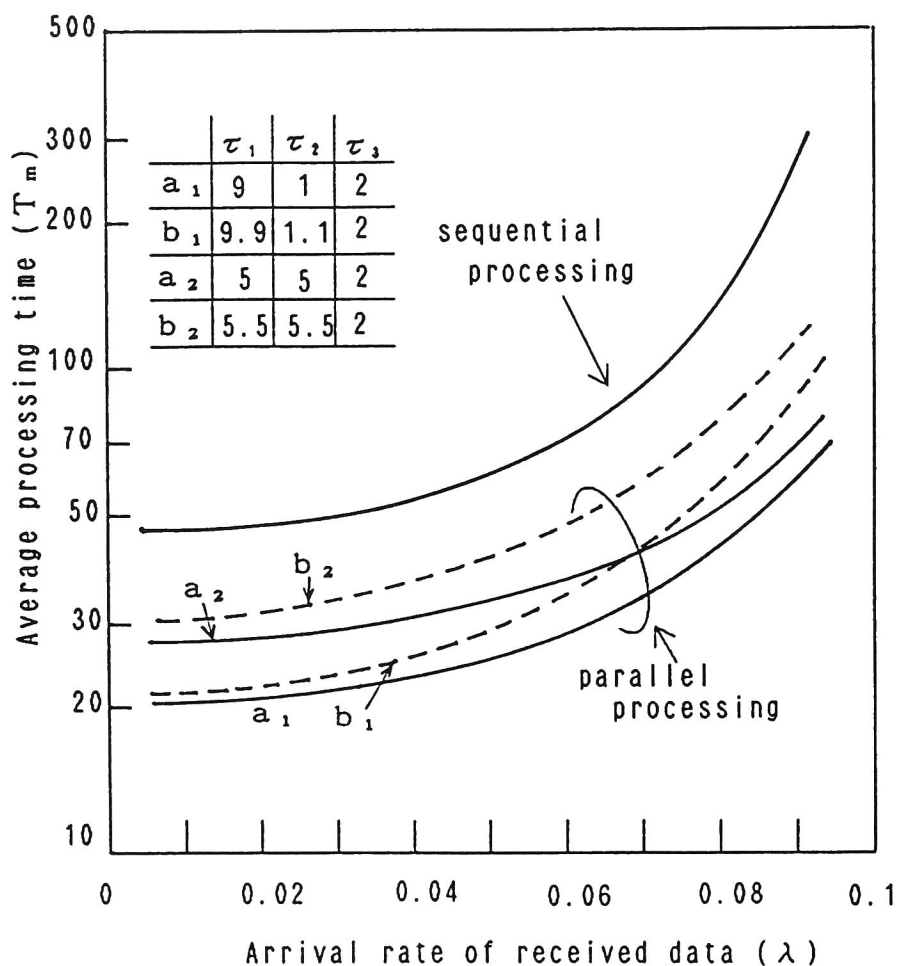


Fig. 5.9 Inference of load amount.

[3] 組立て処理の影響

図5.10 は、NLとTLの両方で組立処理が発生した場合で、このときにも並列処理の効果が保たれていることを示している。しかし、この並列処理アルゴリズムにおいては、 $\langle N \rangle$ 層で組立処理が行われている間は $\langle N + 1 \rangle$ 層以上への分配ができないため、直列処理の形態に近くなり、データ組立率が大きくなるにつれて T_m が大きくなる。

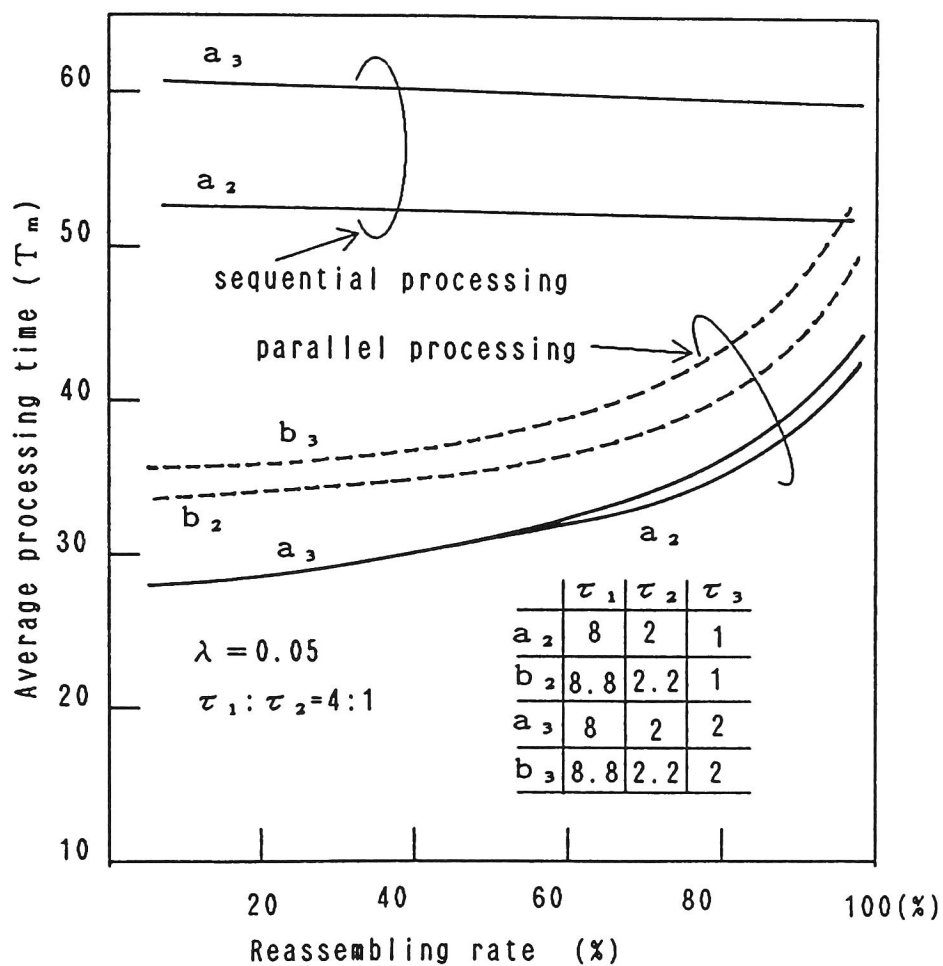


Fig. 5.10 Inference of data reassembling.

5. 5 結 言

本章では、OSIプロトコルの高速処理に関する研究の一環として、特にマルチプロセッサによる受信データの並列処理方式について、その分配アルゴリズムを提案し、プロトコル処理特性を検討した。この方式では、SL以下の各層の受信データ(PDU)の処理を並列に実行することにより、プロトコル処理に要する時間をできるだけ減少することをねらった。

分割されたPDUに対する組立て処理機能をどこに配置するか検討した結果、

- (1) データリンク層のフラグ同期制御機能とフレーム制御機能の間に分配機能を持たせ、ここを並列処理の分岐点にする、
- (2) <N>層での分割に対する組立処理は <N>層で行わせ、NLで組立てた NSDU を再度この分配機能によって上位層に分配する、

という分配アルゴリズムが、TLにおける連結に対する分離処理などからも適当であるとの結論を得た。また、組立処理のタイミングにより発生するデータ順序の入れ替わりの防止、TLのプロトコルクラスにより異なるデータTPDU中のEOTビットの位置検出など、並列処理方式を適用する上での課題の解決策も示した。

提案した分配アルゴリズムによる受信データの並列処理方式の性能を、普通の直列処理方式とシミュレーションにより比較評価し、提案方式の処理性能上の有効性を明らかにした。

シミュレーションの結果、この並列処理方式では、先行処理Aが各層において並行に実行されるため、トラヒック負荷量、データ組立率などの変化に対して、直列処理方式より優れた特性を示すことが明らかになった。特に、先行処理Aに対して確定処理Bの割合が小さいほど、並列処理の効果が大きい。このため実装上では、各層

のプロトコル状態テーブル（P S T）を切替えて上位層に状態を報告するインタフェース処理の高速化を図ることが重要である。また、共有メモリへのバスアクセスにともなう各層における処理時間の増加は、並列処理能力の低下要因となるので、効率的なメモリアksesの実現も実装上の要点である。

これらの検討から、筆者等は、O S Iプロトコルの受信P D Uの処理を高速化する手掛かりを得た。ただし、本章では受信P D Uの誤り制御などに関係する同期機構については詳細な説明を割愛した。またデータ送信に対しては、5.2.1で述べたように、その並列処理はデータ転送フェーズに限定されると思われるが、直列処理にヘッダの先行処理を加えて高速化を図るアルゴリズムが、今後の課題である。

第 6 章

結 論

第 6 章 結 論

ローカルエリアネットワーク（LAN）の高性能化・高機能化を目的として、特に光ファイバを採用したリング型 LAN の高速伝送に関して、分散処理ローカルコンピュータネットワークや汎用通信システムを指向したリング型バックボーン LAN のアクセス制御方式と下位プロトコル、ネットワークアーキテクチャが異なるサブネットワークと LAN を相互接続するときのプロトコル変換方式、および通信プロセッサの高性能化を実現するプロトコルの並列処理方式などについて研究を行った。これらの研究成果を総括すると以下のとおりである。

（１）異機種汎用コンピュータによる分散処理を指向したリング型コンピュータネットワーク“GAMMA-NET”のリングバスにおいて、

- ① 部分再送機能を持つスロットリング方式の媒体アクセス制御、ランデブ転送方式による待合わせ型のデータ転送機能、コンピュータの入出力サブチャネル間に動的に設定される複数のデータリンクの多重制御などにより、応用プロセス間の高速通信を実現する高速データ転送プロトコルを提案した。
- ② これらの機能に基づき、手順要素を縮退した単純なプロトコルを持つリングバスのネットワークアーキテクチャの構造を設定した。特にデータリンク制御機能に関する、リングのアクセス制御プロトコルとデータリンク制御プロトコル、入出力サブチャネルの制御機構、ランデブ転送におけるデッドロック回避シーケンスなどについて明らかにした。
- ③ 提案した高速データ転送プロトコルを実行する通信機能につ

いて検討し、データリンクの多重制御をファームウェアにより実行するリングバスプロセッサ（RBP）を試作した。

- ④ プロトコル処理の機能分散化を図ったリングバスの通信制御動作をモデル化して、“GAMMA-NET”のプロセス間通信性能をシミュレーションにより評価し、提案したアクセス制御方式およびアーキテクチャが、長メッセージ転送に対しては高スループットを、また短メッセージに対しては高レスポンス特性を有していることを明らかにした。

また、試作したリングバスサブシステムを“GAMMA-NET”に適用して、提案した高速データ転送プロトコルが所要の機能と通信特性を有していることを確認することができた。

（２）回線交換機能とパケット交換機能を提供する、時分割多重フレームを用いた、リング型バックボーンLANに支線LANを接続し、マルチメディア通信を指向した汎用通信システムを実現した。

この階層型LANにおいて、

- ① バックボーンLANのパケット交換のアクセス制御方式として、時分割多重フレーム中のスロットを連結して長パケットを転送するスロット化トークンパッシング方式のアクセス制御アルゴリズムとリング監視機構を提案した。
- ② 時分割多重フレームにこの方式を適用する場合とISO標準のトークンリング方式を適用する場合を、理論的考察に基づく数値解析およびシミュレーションにより解析し、提案したアクセス制御方式は、ネットワークの負荷変動、伝送路の遅延、高トラヒックにおけるパケット転送遅延時間などに対して優位性が高いことを明らかにした。

また、このアクセス制御方式とリング監視機構を適用した階層型LAN“MELNET”を試作し、実フィールドに適用して安定性を検証することができた。

(3) 異なるネットワークアーキテクチャを持つサブネットワークやLANを相互接続する汎用性の高いプロトコル変換技術を実現するために、

① X.25 パケットレベルプロトコルを中間標準プロトコルとして位置付け、プロトコルを多段変換することにより、上位層を含めて任意のプロトコルを有する端末やネットワーク間でネットワークアーキテクチャの整合を図る間接変換・層群対応変換方式による階層型プロトコル変換方式を提案した。

② 発呼要求に応じて下位層のPAD機能と上位層のプロトコル変換機能とを動的に組み合わせることにより、利用者に対して相手端末の属性を意識させず、融通性の高いプロトコル変換を実現するプロトコル変換スケジューリングの機構を提案した。

この方式を適用して、調歩式無手順、SDLC 手順、ベーシック手順などに対するPAD機能、LANのLLC/MACに対する接続インタフェース、X.25 パケット交換網や公衆電話網との接続インタフェース、およびJUST-PC 手順に対する上位層変換機能を備えたプロトコル変換装置(PCE)を試作した。このPCEをLAN“MELNET”のゲートウェイプロセッサとして適用して、LANと広域網との相互接続を行い、提案方式の有効性を確認した。

(4) 最後に、高速通信処理に関する研究の一環として、セッション層以下のOSIプロトコルの受信プロトコルデータ単位をマルチプロセッサにより高速処理する並列処理について検討し、

① データリンク層のフラグ同期制御機能とフレーム制御機能の間に分配機能を持たせ、ここを並列処理の分岐点とし、『<N>層での分割に対する組立処理は<N>層で行わせ、ネットワーク層で組み立てたサービスデータ単位を再度この分配機能によって上位層に分配する』という、プロトコル並列処理における分配アルゴリズムを提案した。

また、組立処理のタイミングにより発生するデータ順序の入れ替わり防止など適用上の課題の解決策も示した。

- ② 提案した分配アルゴリズムによる並列処理方式を、普通の直列処理方式とシミュレーションにより比較評価して処理性能上の有効性と実装上の注意点を明らかにした。

以上、本論文では、LANの通信制御方式について、高速データ転送を実現するためのリングのアクセス制御方式と下位プロトコル、サブネットワークやシステム・端末の相互接続性を向上するプロトコル変換方式、プロトコルの高速処理方式など、高性能化と高機能化に関する研究成果をまとめた。

最近LANは、光通信技術の進展とともにますます高速化している。例えば、本論文の3章と同様に、回線交換機能とパケット交換機能とからなるハイブリッド多重により、マルチメディア通信環境を実現する 100 Mbit/secの FDDI-II の実用化が開始された。

また、広帯域 ISDN の交換技術として注目されている ATM (asynchronous transfer mode) 技術のLANへの適用も課題となっている [山内-88]。特に、画像データベースアクセスなど大量データを実時間に扱う応用を実現するために、高スループット・高レスポンス通信特性を有するLANが要求され、高速転送に適したLANのアクセス制御方式、クリティカル実時間通信のプロトコル、あるいはプロトコル高速処理に対する研究開発の必要性が高まっている。また企業活動のグローバル化などにもないLANの広域網との接続や、異なったネットワークアーキテクチャの環境にある資源と通信するために、プロトコル変換の必要性も高まるものと考えられる。

このようなLANの高性能化と高機能化の推進に対して、本論文の研究成果が一助となれば幸いである。

謝 辭

謝

辞

この研究の初めから本論文を纏めるまでの長い道のりにあたり、懇切なるご指導とご教示を賜った、京都大学工学部池田克夫教授に謹んで感謝の意を表します。

本論文をまとめるに際し、ご指導とご教示を賜った、京都大学工学部情報工学科富田眞治教授、京都大学工学部数理工学科長谷川利治教授に深く感謝の意を表します。

この研究の前半に行われたリングコンピュータネットワーク“GAMMA-NET”による分散処理の研究は、当時筑波大学におられた池田克夫教授を中心になされたものであり、リングバスの研究開発にあたり有益かつ懇切なるご討論とご指導を頂いた筑波大学海老原義彦助教授、坂口瑛助教授、龍谷大学中村奉夫助教授に感謝致します。また、プロトコル変換の研究を投稿論文にまとめるに当たり、貴重な助言を頂いた東北大学電気通信研究所野口正一教授に感謝致します。

本研究の機会を与えて頂いた三菱電機株式会社情報電子研究所前所長中原昭次郎博士、研究を遂行するに際して適切な助言と援助を頂いた同社情報電子研究所前所長山崎英蔵博士に感謝致します。

本論文をまとめるに際して、動機付けを頂いた三菱電機株式会社取締役遠藤裕男副社長、ならびに論文作成の機会を頂いた同社通信システム研究所山内才胤所長、日頃ご指導を頂く技師長室谷正芳参与に感謝します。また、本研究と一緒に推進した同社通信システム研究所厚井裕司グループマネージャー、井手口哲夫グループマネージャー、中塚茂雄主幹、覚埜高音グループマネージャー、鹿間敏弘グループマネージャー、市橋立機主幹、土田 充氏をはじめ通信システム研究所、情報電子研究所、コンピュータシステム製作所ならびに制御製作所の関係各位に感謝致します。

本研究は、以上の数多くの方々のご指導、ご協力とご支援のもとに達成されたものであり、ここに謹んで感謝の意を表します。

最後に、この論文のまとめに際し、私を支えてくれた家族に感謝します。

参 考 文 献
関 連 発 表

[参考文献]

- [ALAN-86] A. Alan, B. Prisker,
“Introduction to Simulation and SLAM II”,
3rd ed., Halsted Press (1986).
- [ANDRE-82] Andrews D.W., Schultz G.D. :
“A token-Ring Architecture for Local Area Networks”,
Contribution of Working Papers to IEEE Project 802 on Local
Area Networks by IBM (1982).
- [ANSI-87] ANSI X3.139-1987,
“Fiber Distributed Data Interface(FDDI)
Media Access Control (MAC)”.
- [ARNOU-89] E.A. Arnould, F.J. Bitz, E.C. Cooper, H.T. Kung,
R.D. Sanson, P.A. Steenkiste: “The Design of Nectar:
A Network Backplane for Heterogeneous Multicomputers”,
Proc. of Third International Conference on Architectural
Support for Programming Languages and Operating Systems,
pp.205-216 (1989).
- [青木-89] 青木 誠, 市川 弘幸, 赤池 武志, 吉村 寛:
“通信プロトコル制御 VLSI プロセッサ”, 研究実用化報告,
Vol.38, No.3, PP.249-257 (1989).
- [明石-83] 明石 文雄:
“ローカルエリアネットワークの相互接続の検討”,
情報処理学会研究会技報, 分散処理システム 17-1 (1983-2).
- [浅谷-91] 浅谷 耕一:
“広帯域 ISDN の標準化 -- 松山会合を終えて --”,
ITU 研究, No.230, PP.1-41 (1991-02).

- [BACKE-88] F.Backes :
 "Transparent Bridges for Interconnection of IEEE 802 LANs" ,
 IEEE NETWORK, Vol.2, No.2, pp.5-9 (Jan. 1988).
- [BENHA-83] E.Benhamou, J.Estrin :
 "Multilevel Internetworking Gateways: Architecture and Applications" ,
 Computer, Vol.16, No.9, pp.27-34 (Sept.1983).
- [BERNT-85] J.A.Berntsen, J.R.Davin, D.A.Pitt , N.G.Sullivan :
 "MAC Layer Interconnectin of IEEE 802 Local Area Networks" ,
 Computer Networks and ISDN Systems, Vol.10, No.5, pp.259-273
 (Dec. 1985).
- [BLAIR-82] G.S.Blair,
 "Performance Study of the Cambridge Ring" ,
 Computer Networks, Vol.6, No.1, pp.13-20, (1982).
- [Bux-81] Bux.W. ;
 "Local-Area Subnetworks: A Performance Comparison" ,
 IEEE Trans. on Commun., COM-29.No.10, pp.1465-1473 (1981-10) .
- [CCITT-1] CCITT Recommendation X.25 :
 "Interface between Data Terminal Equipment (DTE) for Data
 Circuit Terminating Equipment (DCE) for Terminals Operating
 in the Packet Mode on Public Data Networks, 1980" .
- [CHESS-88] G.Chesson, L.Green :
 "XTP-Protocol Engine VLSI for Real-Time LANs" ,
 Proceedings of EFOC/LAN' 88, pp.435-438 (June 1988).
- [CLARK-78] D.D.Clark, K.T.Pogran, D.P.Reed :
 "An Introduction to Local Area Networks" ,
 Proc.of the IEEE, Vol.66, No.11, pp.1497-1517 (Nov.1978).
- [COTTO-80] I.W.Cotton :
 "Technologies for Local Computer Networks" ,

- Computer Networks, Vol.4, pp.197-208 (1980-11).
- [DALLA-82] I. Dallas :
 "Implementation of a Gateway between a Cambridge Ring Local Area Network and a Packet Switching Wide Area Network",
 Proc.of ICCC '82, PP.137-142(1982).
- [DELP-88] G.S.Delp, A.S.Sethi, D.J.Farber :
 "An analysis of Memnet: An experiment in high-speed shared-memory local Networking", Proc. of SIGCOMM' 88 Symposium on Communication Architectures and Protocol.
- [海老原-88] 海老原 義彦, 高野 智, 池田 克夫 :
 "バイパスとループバック機能を持つ2重リングの信頼性",
 情報処理学会論文誌, Vol.29, No.4, pp.429-438 (Apr.1988).
- [FARBE-73] Dabid J.Farber et al. :
 "The Distributed Computing System", Compcon 73, pp.31-34 (Feb. 1973).
- [FARBE-75] Dabid J.Farber : "A Ring Network",
 Datamation, Vol.21, No.2, pp.44-46 (Feb. 1975).
- [FARME-69] W.D.Farmer, E.E.Newhall :
 "An Experimental Distributed Switching System to Handle Bursty Computer Traffic",
 Proc. of ACM Sympo. Data Commu., pp.1-33 (1969-10).
- [FORSD-78] H.C.Forsdick, R.E.Schantz, R.H.Tomas :
 "Operating Systems for Computer Networks",
 COMPUTER, Vol.11, No.1, PP.48-57 (1978-01).
- [FRASE-74] A.G.Fraser :
 "SPIDER An Experimental Data Communication System",
 Proc. of International Conference on Communicastions, pp.21F1-21F10 (1974).

- [GM-87] General Motors: "Manufacturing Automation Protocol Specification Version 3.0", (1987).
- [GREEN-86] L.Green;
 "Implementation of FDDI : a 100MBIT token ring",
 Proc. of LOCALNET' 86, pp.151-160 (1986-11) .
- [HAFNE-74] E.R.HAFNER, Z.Nenadal and M.Tschanz:
 "A Digital Loop Communication System",
 IEEE Trans. on Communications, pp.877-881 (1974-06).
- [HASS-90] Z.Hass:
 "A Communication Architecture for High-speed Networking",
 Proc. of IEEE INFOCOM 90, pp.433-441 (June 1990).
- [桧山-82] 桧山 邦夫, 川北 譲二, 高田 治, 鈴木 三知男:
 "多元情報ネットワーク(Σネットワーク)の提案",
 電子通信学会情報ネットワーク研究会技報, IN82-5 (1982).
- [星子-84] 魚住 栄市, 星子 隆幸, 小柳津 育朗
 "高速光ファイバループ用データリンクプロトコルの検討",
 情報処理学会技報(分散処理システム研究会), (1984-7).
- [IBM-74] "IBM Synchronous Data Link Control General Information",
 GA27-3093-0, File GENL-09, IBM Publication Center, 1974.
- [ICHIK-88] H.Ichikawa, H.Yamada, T.Akaike, S.Kanno, M.Aoki :
 "Protocol Control VLSI for Broadband Packet Communications",
 Proc. of Globcom' 88, PP.1494-1498(1988).
- [ISO-1] ISO 7498 :
 "Information processing system - open systems interconnection -- Basic reference model", (1984).
- [ISO-2] ISO 8072: "Transport service definition" (1984),
 ISO 8073 : "Connection oriented transport protocol

specification” , (1984).

[ISO-3] ISO 8348: “Data communications Network service definition” , ISO 8208: “X.25 packet level protocol for data terminal equipment” , (1984).

[ISO-4] ISO/DIS 8473: “Information processing system — Data communications — protocol for providing the connectionless-mode network service” (1986).

[ISO-5] ISO 8802/2 :
“Local area networks — Logical link control” .

[ISO-6] ISO 8802-3: “Local Area Networks — Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and physical Layer Specifications” , (1987).

[ISO-7] ISO 8802/5, “Local area networks — Token ring access method and physical layer specification” .

[ISO-8] ISO 8802.4: “Local area networks — Token-passing buss access method and physical layer specifications” .

[今井-82] 今井 郁次, 森野 和好:
“ローカルエリアネットワークのプロトコルとその標準化動向” ,
情報処理, Vol.23, No.12, pp.1154-1160 (Dec. 1982) .

[伊藤-80] 伊藤 昇, 山崎 廣, 熊白 侃彦, 長谷川 潔:
“私設総合通信システムの一構成方法” ,
昭和55年電子通信学会総合全国大会, 1581 (1980).

[JENSE-78] E.D.Jensen :
“Distributed Processing in a Real-Time Environment” ,
Honeywell Systems & Research Center Report, pp.312 (1978).

[KANAK-88] H.Kanakia, D.R.Cherton :
“The VMP Network Adapter Board (NAB): High-Performance Network Communication for Multiprocessors” , Proc. of SIGCOM' 88 Sympo.

- on Commun. Architecture and Potocols, pp.175-187(1988).
- [KIMBL-78] S.R.Kimbleton, H.M.Wood, M.L.Fitzgerald:
“Network Operating Systems - An Imprementation Approach”,
Proc of AFIPS National Computer Conference, pp.773-782 (1978).
- [桑原-78] 桑原, 平子:
“制御用コンピュータのネットワークシステム”,
電気学会雑誌, Vol.98, No.3, pp.199-203 (1978-03).
- [覚埜-85] 覚埜 高音,
“パケット交換データ網を介したLANの相互接続に関する一検討”,
昭和60年度電子通信学会全国大会, 1779 (1985).
- [上林-78a] 上林 憲行, 徳田 英幸, 阿多 靖広, 西垣 秀樹, 相磯 秀夫:
“ミニコンピュータ複合システムKOCOSのプロセス間通信機能”, 電子通信学会論文誌, Vol.J61-D, No.3, PP.186-193(1978-03).
- [上林-78b] 上林 憲行, 竹山 明, 西垣 秀樹, 相磯 秀夫:
“ミニコンピュータ複合システムKOCOSの分散バス制御方式と知的インタフェース”,
電子通信学会論文誌, Vol.J61-D, No.11, pp.842-849(1978-11).
- [河岡-87] 河岡 司, 吉武 静雄:
“OS I実装仕様の動向”,
情報処理, Vol.28, No.4, pp.510-516(1987).
- [北井-86] 北井 敦, 大原 康博, 河岡 司:
“プロトコル変換プログラムの変換処理共通化法の検討”, 情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会, 80-MDP-30 (1986-07).
- [木下-83] 木下 研作, 小沢和幸, 村上秀美, 柏村卓男:
“広域網との接続を考慮したローカルエリアネットワークに関する一考察”, 情報処理学会「ローカルエリアネットワーク」シンポジウム論文集, PP.179-186 (1983-9).
- [小池-79] 小池 康充, 井上 頼昭, 津田 達, 溝下 重彦, 三田 照義,

- 中村芳弘： “FACOM 1880K 交換形光データハイウェイシステム”，
FUJITSU, Vol.30, No.3, pp.59-68 (1979).
- [LIU-75] M.T.Liu and C.C.Reames：
“The Design of the Distributed Loop Computer Network”，
Proc. of the 1975 International Computer Symposium, Vol.1,
pp.273-283 (Aug. 1975).
- [METCA-76] Robert.M.Metcalf, David R.Boggs：
“Ethernet： Distributed Packet Switching for Local Computer
Networks”， Commu. ACM, Vol.19, No.7, pp.395-404 (1976-6).
- [MARKO-82] J.D.Markov, N.C.Strole：
“Token-Ring Local Area Nerwork： A Perspective”，
Proc. of COMPCON fall 82， pp.606-614 (1982).
- [前原-85] 前原一之， 竹内宗夫：
“ディジタルP B X／L A N相互接続に関する検討”，
電子通信学会情報ネットワーク研究会技報， IN85-86, pp.31(1985).
- [松井-88] 松井進， 横山達也， 寺田松昭， 山田公稔：
“複数のプロトコル変換機能の共存が可能なゲートウェイアーキテク
チャの提案”， 電子情報通信学会技報 SSE88-152, pp.13-18 (1988).
- [松本-81] 松本吉弘：“データウェイの現状”，
電子通信学会誌， Vol.64, No.3, PP.262-264(1981-3).
- [本村-90] 本村 公太， 坂口 勝章：
“高速転送プロトコルとその評価”， 電子情報通信学会研究会技法，
SSE90-23/IN90-23/OS90-19, pp.61-66 (1990).
- [室-86] 室 章治朗， 長谷川 利治：
“情報伝送システムにおけるフロー制御アルゴリズム”，
電子通信学会誌， Vol.69, No.4, pp.332-338 (1986-04).
- [NAKAM-85] T.Nakamura, K.Ikeda, Y.Ebihara：
“Network Management in a Local Computer Network”， Software —

- Practice and Experience, Vol.15, No.4, pp.343-358 (April 1985).
- [苗村-87] 苗村 憲司, 森野 和好:
“OSIの最近の動向”, 情報処理, Vol.28, No.4, pp.472-478(1987).
- [永沢-83] 永沢 道夫, 大久保 昌哉, 中村 稔:
“公衆パケット交換網によるLANの広域化”, 情報処理学会「ローカルエリアネットワーク」シンポジウム論文集, pp.187-194 (1983-9).
- [中塚-84] 中塚 茂雄, 井手口 哲夫, 岡村, 矢野, 新保:
“三菱ローカルエリアネットワーク《MELNET R32》”,
三菱電機技報, Vol.58, No.2, pp.139-143(1984).
- [中山-81] 中山 俊彦, 吉田慎一郎, 橋田幸雄, 木村寿太郎:
“構内複合交換システムの一検討”,
電子情報通信学会研究会技報, SE81-75(1982).
- [野口-86] 野口 正一, 白鳥 則郎:
“プロトコル変換”,
電子情報通信学会誌, Vol.69, No.2, pp.145-152 (1986-02).
- [OHTER-87] Y.Ohteru:
“Interconnecting IEEE 802 LANs by a Wideband Backbone Network”,
Proceedings of 12th Local Computer Networks, pp.130-135 (1987).
- [PIERC-72] J.R.Pierce:
“Network for Block Switching of Data”,
Bell Sys. Tech. Journal, Vol.51, pp.1133-1143(July/Aug. 1972).
- [ROWSO-78] E.G.Rawson, R.M.Metcalf:
“Fibernet: Multimode Optical Fibers for Local Computer Networks”, IEEE Transaction on Communications,
pp.983-990 (July 1978).
- [SAKAI-77] T.Sakai, T.Hayasi, S.Kitazawa, K.Tabata, T.Kanade:
“Inhouse Computer Network KUIPNET”,
Information Processing, pp.161-166 (1977).

- [SEIFE-87] W.M.Seifelt :
 “Bridges or Routers?” ,
 Proc. of 12th Local Area Networks, pp.118-129, (1987).
- [STALL-84] William Stalling ; “Local Networks” ,
 Computing Surveys, Vol.16, No.1, pp.3-40 (March 1984).
- [SUDA-85] T.Suda, C.Yuen, K.Ohtsuki :
 “Performance Evaluation of Packetized Voice Transmission on a
 Token Passing Ring Network” ,
 Proceedings of GLOBCOM ' 85, pp.525-529 (1985).
- [斉藤-82] 斉藤 忠夫 :
 “ローカルエリアネットワーク総説” ,
 情報処理, Vol.23, No.12, pp.1123-1128 (1982-12).
- [斉藤-89] 斉藤 忠夫, 白畑 厚志 :
 “多層構造プロトコルをもつネットワークの伝送効率の評価” ,
 電子情報通信学会論文誌, D-I, Vol.J72-D-I, No.7, pp.562-569
 (1989-07).
- [沢田-86] 沢田寛治, 井出政司, 小川元孝 :
 “LANの相互接続装置と相互接続方式” ,
 情報処理学会技報(マルチメディア通信と分散処理, 28-2 (1986-2).
- [関根-84] 関根 :
 “ローカルエリアネットワーク相互接続の実現法” ,
 情報処理学会分散処理システム研究会, 24-2(1984)
- [妹尾-85] 妹尾 尚一郎 : 専用線とパケット交換網とに接続できるLAN用ゲートウェイの検討 ” ,
 昭和60年度電子通信学会情報システム部門全国大会, 345 (1985)
- [妹尾-88] 妹尾 尚一郎, 坂, 西門, 覚埜 高音, 加藤 :
 “企業内通信網におけるLANと広域網接続の実現方式” ,
 情報処理学会技報(マルチメディア通信と分散処理, 36-8, pp.59-64,

(1988-2).

[白鳥-87] 白鳥 則朗 :

“分散処理技術”,

電子情報通信学会誌, Vol.70, No.11, pp.1157-1162(1987-11).

[鈴木-83] 鈴木 直, 守田 洋一 :

“TDM方式”, ローカルエリアネットワーク の構築技術とその応用,

相沢秀夫監修, フジ・テクノシステム, pp.176-180(1983-3)

[高井-80] 高井 時雄, 松村 裕治, 守谷 信行, 熊白 侃彦 :

“ループ・ネットワークにおけるパケット遅延の一検討”,

昭和55年電子通信学会総合全国大会, 1582 (1980).

[田中-85] 田中 英彦 :

“ネットワークアーキテクチャの標準化動向・・・7.今後の課題”,

情報処理, Vol.26, 4, pp.428-432(1985).

[所-82a] 所 真理雄 , 田丸 喜一郎 :

“解説 - ローカルコンピュータネットワーク”,

電子通信学会誌, Vol.65, No.5, pp.506-513(1982-05).

[所-82b] 所 真理雄, 田丸 喜一郎 :

“解説B; ローカルコンピュータネットワーク”,

電子通信学会誌, Vol.65, No.6, pp.624-628 (1982-06).

[勅使河原-85] 勅使河原 可海 :

“解放型システム間相互接続(OSI)の参照モデル”,

情報処理, Vol.26, No.4, pp.299-309(1985).

[WALDE-72] D.C.Walden :

“A System for Inter-process Communication in a Resource Sharing Computer Network”,

Communications of ACM, Vol.15, No.4, PP.221-230 (April 1972).

[WOLF-78] J.J.Wolf and M.T.Liu :

“A Distributed Double-Loop Computer Network (DDL CN)”,

Proc.of Seventh Texas Conference of Compu. Sys.,
pp.6-19~6-34 (1978).

[山内-88] 山内 雪路, 滝安 美弘, 田中 捷樹, 寺田 松昭:
“A T M技術を用いた高速基幹L A Nの検討”, 電子情報通信学会情
報ネットワーク研究会, **IN88**-121, PP.25-29 (1988).

[八星-80] 八星 禮剛, 鈴木 洋一, 三田 照義, 山口 宏二:
“解説; データハイウェイシステムの動向 “
情報処理, Vol.21, No.8, pp.872-878 (1980).

[横山-87] 横山 雅俊, 田山 進一:
“複数ホストに接続されたL A Nにおけるジョブ転送システム”,
情報処理学会論文誌, Vol.28, No.3, pp.258-267 (1987-03) .

[吉田-80] 吉田 進:
“光伝送技術特集/2.6 コンピュータ関連 “,
電子通信学会誌, Vol.63, No.11, pp.1139-1144 (1980).

[郵政-84] “パーソナル・コンピュータ通信装置推奨通信方式”,
昭和59年度郵政省告示第971号 (1984).

[郵政-87] “電子メール通信網間接続推奨通信方式”,
昭和62年郵政省告示 第886号 (1987) .

“電子メール通信端末アクセス推奨通信方式”,
昭和62年郵 政省告示 第887号 (1987) .

[ZAFIR-74] P.Zafiropuro:
“Performance Evaluation of Reliability Improvement Techniques
for Single Loop Communication System”,
IEEE Transaction on **COM**-22, pp.742-751 (1974).

[関 連 発 表]

<学会論文誌, 学術雑誌, 国際会議>

- (1) 池田克夫, 海老原義彦, 石坂充弘, 藤間孝雄, 中村奉夫, 中山和彦;
“Computer Networks Coupled by 100Mbps Optical Fiber Ring Bus
— System Planning and Ring Bus Subsystem Description”,
COMPCON 80 FALL (1980-3) .
- (2) 石坂充弘, 中塚茂雄, 覚埜高音, 市橋立機;
“A Link Level Protocol and its Firmware Implementation in a Ring
Network”, IEEE Proc. of 6th Local Computer Networks , pp.43-51
(1981-10) .
- (3) 海老原義彦, 池田克夫, 中村奉夫, 石坂充弘, 新沢誠, 中山和彦;
“GAMMA-NET: A Local Computer Network Coupled by a High Speed Opti
cal Ring Bus — System Concept and Structure” ,
COMPUTER NETWORKS, Vol.7, No.6 pp.375-388 (1982-12) .
- (4) 海老原義彦, 中村奉夫, 池田克夫, 中塚茂雄, 石坂充弘;
“Reliable Ring Management” , Proc. of International Computer
Symposium (ICS' 84) , PP.959-966 (1984-12) .
- (5) 海老原義彦, 池田克夫, 中村奉夫, 中塚茂雄, 石坂充弘;
“Fault Diagnosis and Automated Reconfiguration for a Ring Sub-
system” , COMPUTER NETWORKS , Vol.10, No.2, pp.97-109 (1985-9) .
- (6) 中塚茂雄, 石坂充弘, 厚井裕司, 井手口哲夫;
“MELNET : Hierarchical Hybrid Local Area Network ” , IEEE Proc.
of the 5th Annual International Phenix Conference on Computer
and Communications , PP.239-245 (1986-3) .
- (7) 覚埜高音, 石坂充弘, 中塚茂雄, 市橋立機, 宇治橋義弘, 妹尾尚一郎;
“Interconnection between a MELNET Local Area Network and a Packet

Switching Wide Area Network” ,

IEEE Proc. of 12th Local Computer Networks, pp.59-65 (1987-10).

- (8) 井手口哲夫, 厚井裕司, 石坂充弘, 土田充, 牛迫幸雄 ;

“階層型プロトコル変換装置の設計とその実現”

電子情報通信学会論文誌, Vol.J72-B- I , No.2 , pp.143-149 (1989-2).

- (9) 石坂充弘, 鹿間敏弘 ;

“時分割多重型LANにおけるトークンパッシング方式とその性能評価” ,

電子情報通信学会論文誌, Vol.J73-B- I , No.1, pp.34-43 (1990-01).

- (10) 石坂充弘, 土田充, 井手口哲夫 ;

“OSIプロトコルにおける受信データの並列処理方式” ,

電子情報通信学会論文誌, Vol.J74-B- I , No.2 , pp.116-128 (1991-02).

<学会誌>

- (1) 石坂充弘 ; “構内ネットワーク” , 電気学会雑誌 (ネットワーク技術
特集 一 第3章, Vol.107, No.5, pp.411-415 (1987-5)).

<研究会>

- (1) 石坂充弘, 厚井裕司, 覚埜高音, 松永宏, 松田主税 ;

“ループ伝送による分散処理システムの一方式と諸特性” ,

電子通信学会技術研究報告 EC77-48, pp.111-119 (1977-11) .

- (2) 池田克夫, 海老原義彦, 中山和彦, 石坂充弘, 沢井善彦, 斉藤幸夫,

松永宏 ; “GAMMA-NET : 光ファイバ・リングバスによる複合計算機システム” , 電子通信学会技術研究報告 EC81-71, pp.11-20 (1982-2) .

- (3) 池田克夫, 海老原義彦, 中塚茂雄, 石坂充弘, 覚埜高音, 市橋立機 ;

“GAMMA-NET におけるリングバスサブシステムの運用管理” ,

電子通信学会技術研究報告 EC81-72, PP.21-28 (1982-2) .

- (4) 高橋幸男, 海老原義彦, 池田克夫, 石坂充弘 ;

“リングバスの伝送効率の測定と評価” ,

- 情報処理学会分散処理システム研究会 16-3 , pp. 1-8 (1982-11) .
- (5) 覚埜高音, 石坂充弘 ;
“会話形式による通信プロトコル検証システム” ,
情報処理学会分散処理システム研究会資料19-6, pp. 1-8 (1983-7) .
- (6) 石坂充弘, 厚井裕司, 中塚茂雄, 森山光彦, 太田堯久, 田中智 ;
“ローカルエリアネットワーク M E L N E T における分散交換” , 情報処理学会「ローカルエリアネットワーク」シンポジウム, PP. 99-105
(1983-9) .
- (7) 石坂充弘 ;
“大規模工場における L A N への期待” , 情報処理学会「ローカルエリアネットワーク」シンポジウム, pp. 253-254 (1983-9) .
- (8) 久保昭彦, 石坂充弘, 厚井裕司, 井手口哲夫 ;
“ローカルエリアネットワークにおける Modified Token-passing 方式の検討” , 情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会, MDP26-6,
pp. 1-7 (1985-7) .
- (9) 石坂充弘 ;
“米国における情報通信網の技術動向” , 情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会, MDP27-7, pp. 1-2 (1985-9) .
- (10) 市橋立機, 覚埜高音, 中塚茂雄, 池田健夫, 石坂充弘 ;
“L A N 《 M E L N E T 》の広域網接続方式” ,
電子通信学会情報ネットワーク研究会 IN85-99, pp. 31-36 (1985-12) .
- (11) 井手口哲夫, 厚井裕司, 石坂充弘, 土田充, 岡村繁 ;
“プロトコル変換方式” ,
電子通信学会情報ネットワーク研究会 IN86-68, PP. 7-12 (1986-08) .
- (12) 井手口哲夫, 石坂充弘, 土田充 ;
“情報通信システムにおけるプロトコル構成とその高速処理の提案” ,
電子情報通信学会情報ネットワーク研究専門委員会, pp. 187-190
(1987-2) .

<全国大会>

- (1) 池田克夫, 海老原義彦, 藤間孝雄, 石坂充弘, 坂口瑛, 中山和彦;
“GAMMA-NET : “筑波大学における100Mbps 光ファイバリングバスによる
コンピュータネットワーク”, 情報処理学会第21回全国大会, 2K-1
(1980).
- (2) 池田克夫, 海老原義彦, 藤間孝雄, 石坂充弘, 坂口瑛, 中山和彦;
“GAMMA-NET : 筑波大学における100Mbps光ファイバリングバスによるコン
ピュータ・ネットワーク”,
S55 情報処理学会第21回全国大会, 2K-1, pp.653-654 (1980).
- (3) 中塚茂雄, 石坂充弘, 覚埜高音, 市橋立機;
“高速ループシステム”, 電子通信学会総合全国大会, 1380 (1980).
- (4) 覚埜高音, 石坂充弘, 中塚茂雄, 市橋立機;
“高速ループシステム(LOOP-3)における通信方式”,
電子通信学会総合全国大会, 1381 (1980).
- (5) 海老原義彦, 藤間孝雄, 石坂充弘, 池田克夫, 中山和彦,
“GAMMA-NETのネットワーク・プロトコルについて”, S55 情報処理学会第
21回全国大会, 2K-3, 情報処理学会第23回全国大会, 30-5 (1981後期).
- (6) 市橋立機, 北山忠義, 伊東尚, 石坂充弘
“光スターネットワーク”, 電子通信学会総合全国大会, 1676 (1983).
- (7) 岡村繁, 厚井裕司, 中塚茂雄, 山口一史, 田中智, 石坂充弘;
“工場内高度情報化システムをめざしたLAN (MEI.NET R32)”,
電気四学会連合大会 (1984).
- (8) 妹尾尚一郎, 中塚茂雄, 覚埜高音, 市橋立機, 宇治橋義弘, 石坂充弘;
“専用線とパケット交換網とに接続できるLAN用ゲートウェイの検討”,
電子通信学会情報・システム部門全国大会 (1985).
- (9) 覚埜高音, 中塚茂雄, 市橋立機, 石坂充弘, 西角裕;
“パケット交換データ網を介したLANの相互接続に関する一検討”,

電子通信学会総合全国大会，1779（1985）．

(10) 井手口哲夫，厚井裕司，石坂充弘；

“7U-1 プロトコル変換のアーキテクチャと変換方式”，

情報処理学会第33回（昭和61年後期）全国大会，pp.1105-1106（1986）．

<社内報>

(1) 松永宏，石坂充弘，中塚茂雄，江口眞幸，新沢誠；

“計算機間通信における高性能光ループシステム”，

三菱電機技報，Vol.54，No.9，pp.638-642（1980-9）．

(2) 田中智，石坂充弘；

“MELNET R32: A Local-Area Network”，

Mitsubishi Electric ADVANCE，Vol.27，pp.16-18（1984-6）．

(3) 石坂充弘，田中智，井手口哲夫；

“ローカルエリアネットワーク《MELNETシリーズ》”，

三菱電機技報，Vol.60，No.10，pp.688-691（1986-10）．

(4) 井手口哲夫，厚井裕司，土田充，西門裕，牛迫幸男，石坂充弘；

“プロトコル変換装置”，

三菱電機技報，Vol.62，No.9，pp.785-788（1988-9）．

